

R. 6.455

(M)

a403363

Tesis

I

22

# Estudio de propiedades estáticas y dinámicas para modelos aplicados a redes de comunicaciones.

Carlos Aguirre Maeso

Directores: Ramón Huerta Rico y Fernando Corbacho Abelaira

Profesores de la Escuela Técnica Superior de Informática

de la Universidad Autónoma de Madrid

UNIVERSIDAD AUTÓNOMA MADRID  
REGISTRO GENERAL

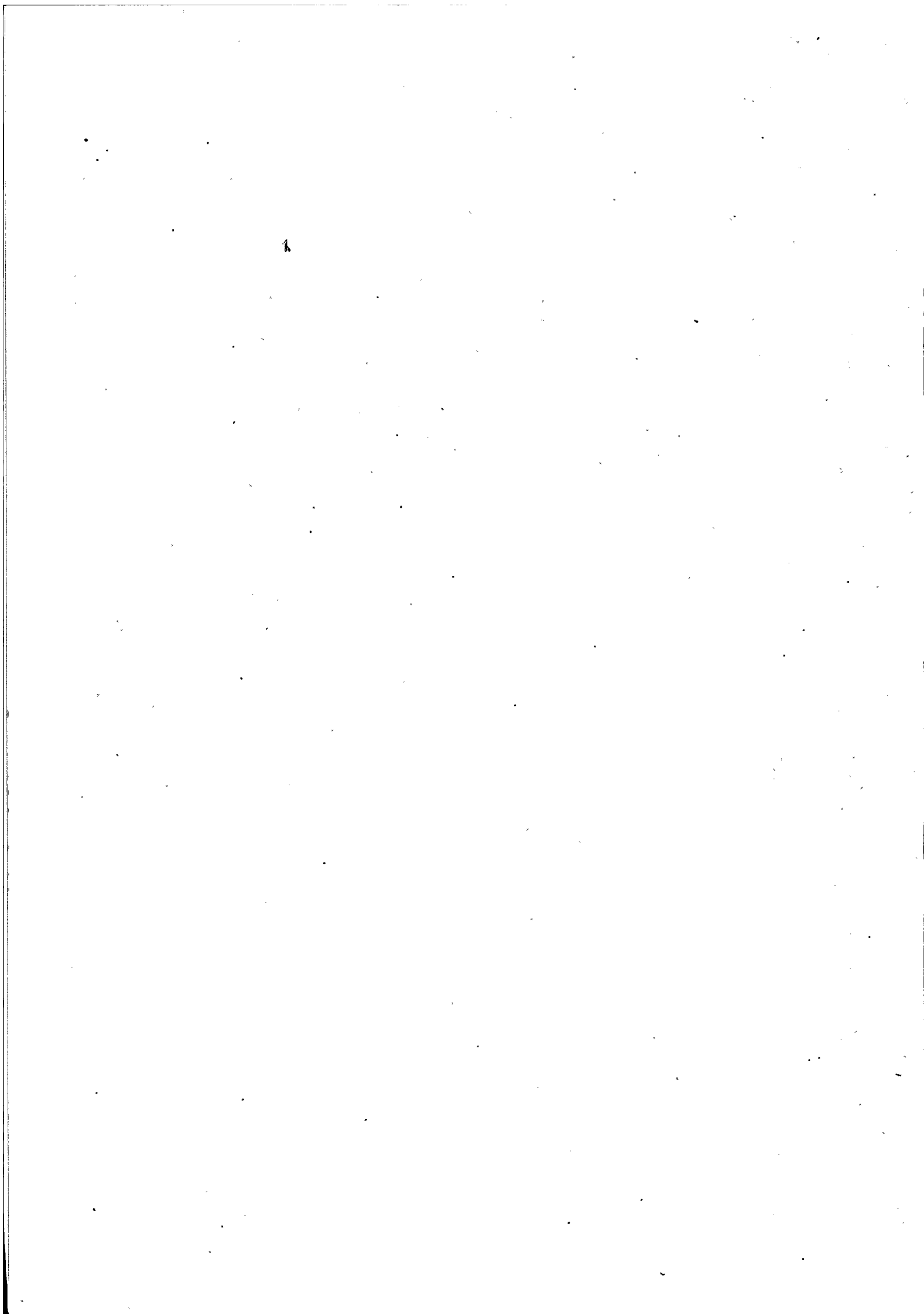
Entrada 01 Nº. 200200003733  
23/04/02 12:17:25

Memoria presentada para optar al  
Grado de Doctor en el Departamento de Ingeniería Informática  
por la Universidad Autónoma de Madrid.

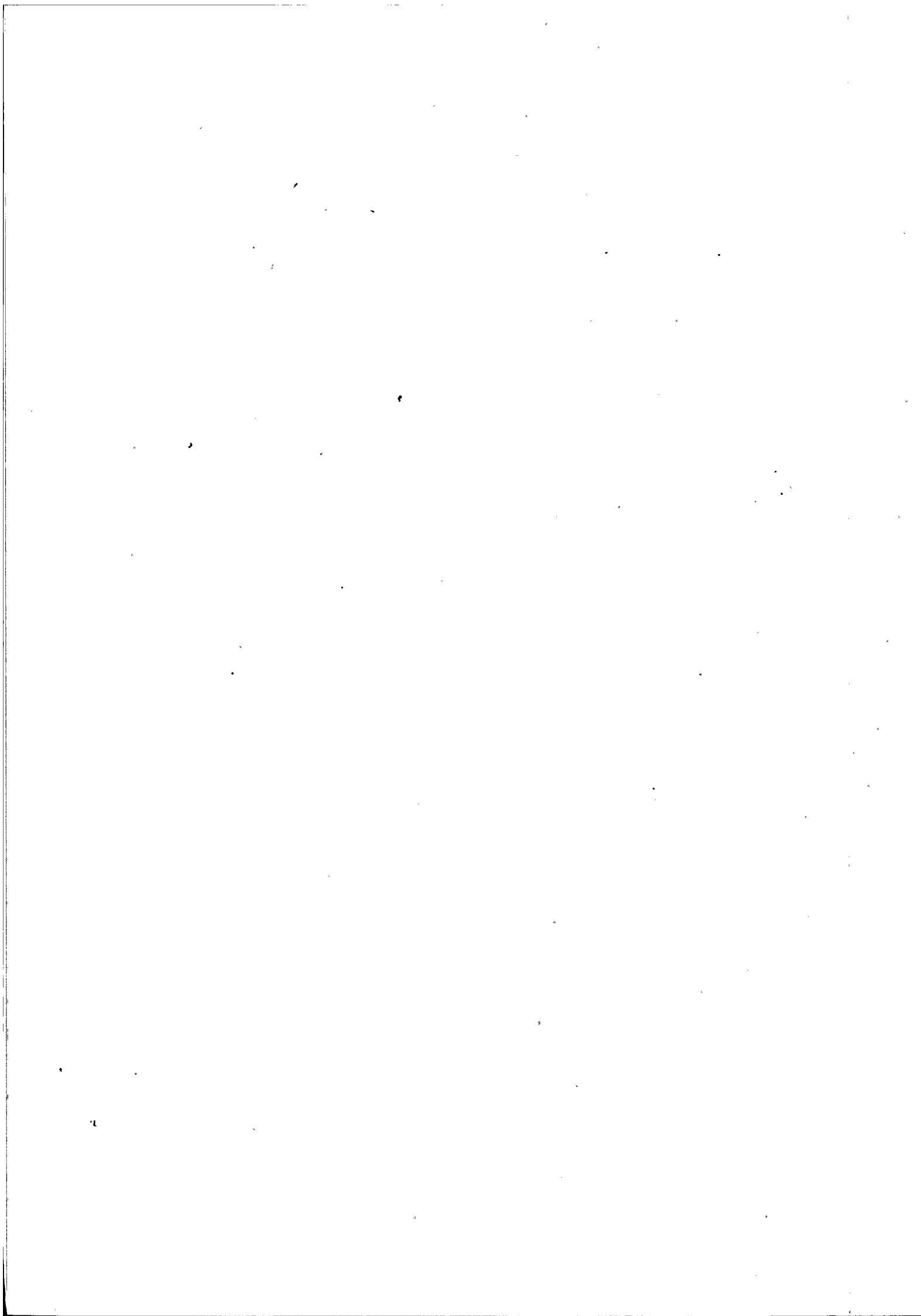
Madrid, 2002

INF - Don 621

U.A.M.  
E.T.S. INFORMÁTICA  
BIBLIOTECA

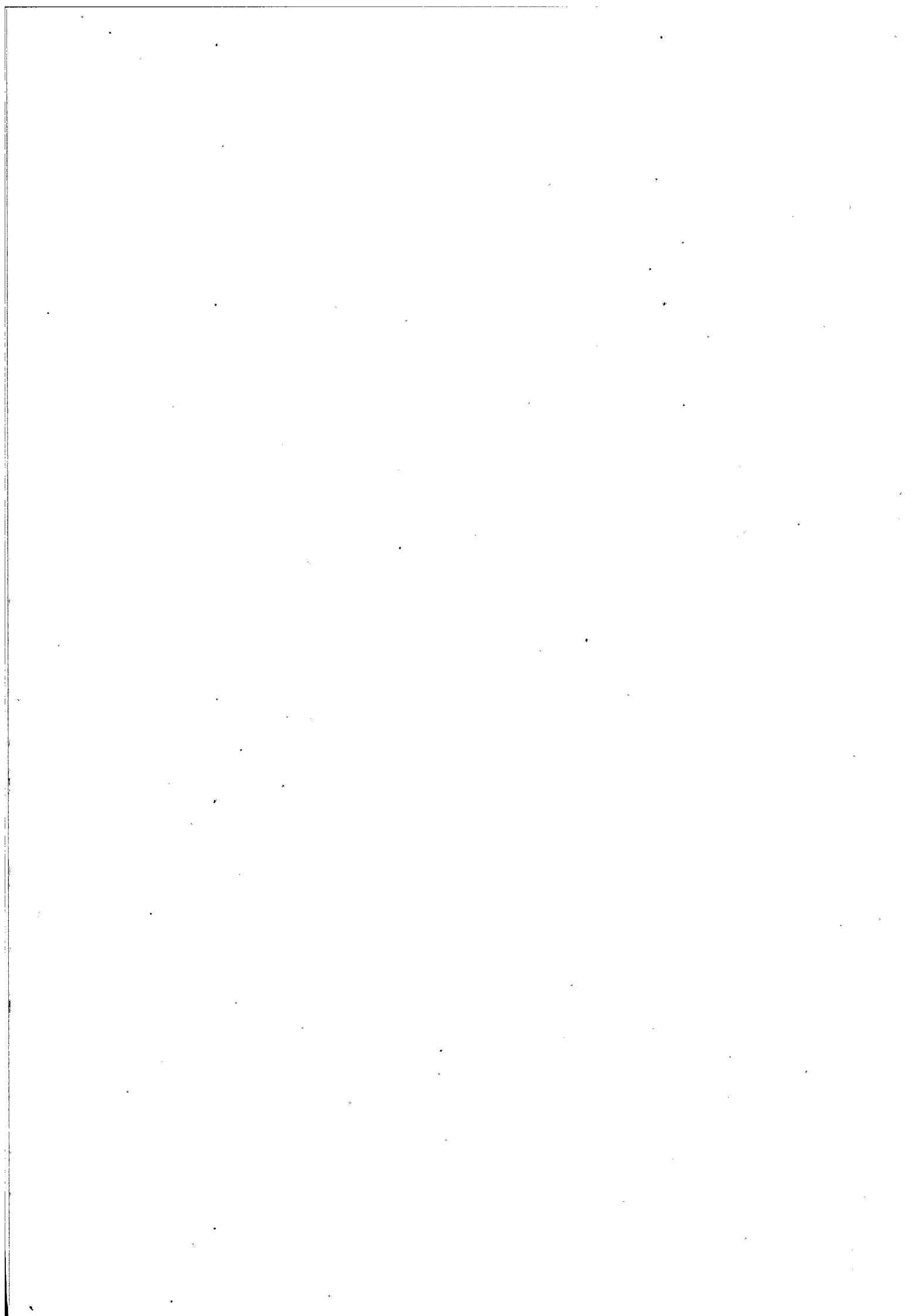


A mi familia



Artifex vitae,  
Artifex sui.  
(Amado Nervo)

With a little help of my friends



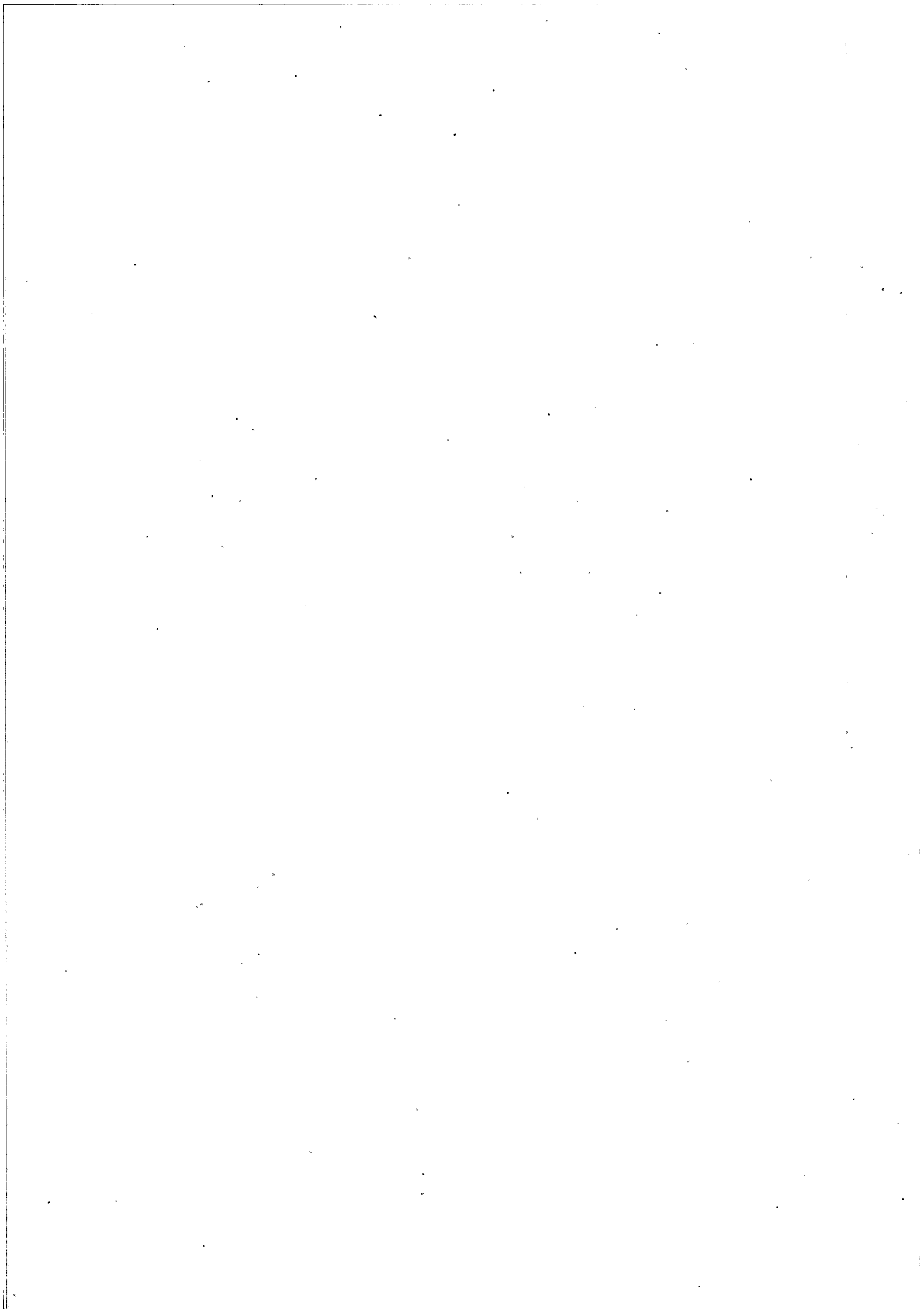
## Agradecimientos

Quiero agradecer a Ramón Huerta, Fernando Corbacho (mis codirectores), Pedro Pascual, Luis Vázquez y José Dorronsoro el consejo y la ayuda prestada a lo largo de todo mi trabajo de doctorado.

Agradezco a la Escuela Técnica Superior de Informática las facilidades y los medios que ha puesto a mi disposición para el desarrollo de esta tesis.

A Lev Trimsing que durante mi estancia en San Diego me ayudó a desarrollar muchos de los conceptos que se han escrito en esta tesis. A los profesores Rui Vilela y Ricardo Lima, con los cuales tuve la oportunidad de discutir algunos de los temas aquí expuestos durante mi estancia de mes y medio en el ZiF, Universidad de Bielefeld.

A mis compañeros de del Departamento de Ingeniería Informática y a la gente del Institute for Nonlinear Science por su apoyo y amistad a lo largo de estos dos años y medio en el Departamento y mi visita de cuatro meses a San Diego. Quisiera también quisiera agradecer su apoyo al profesor Roberto Moriyón.





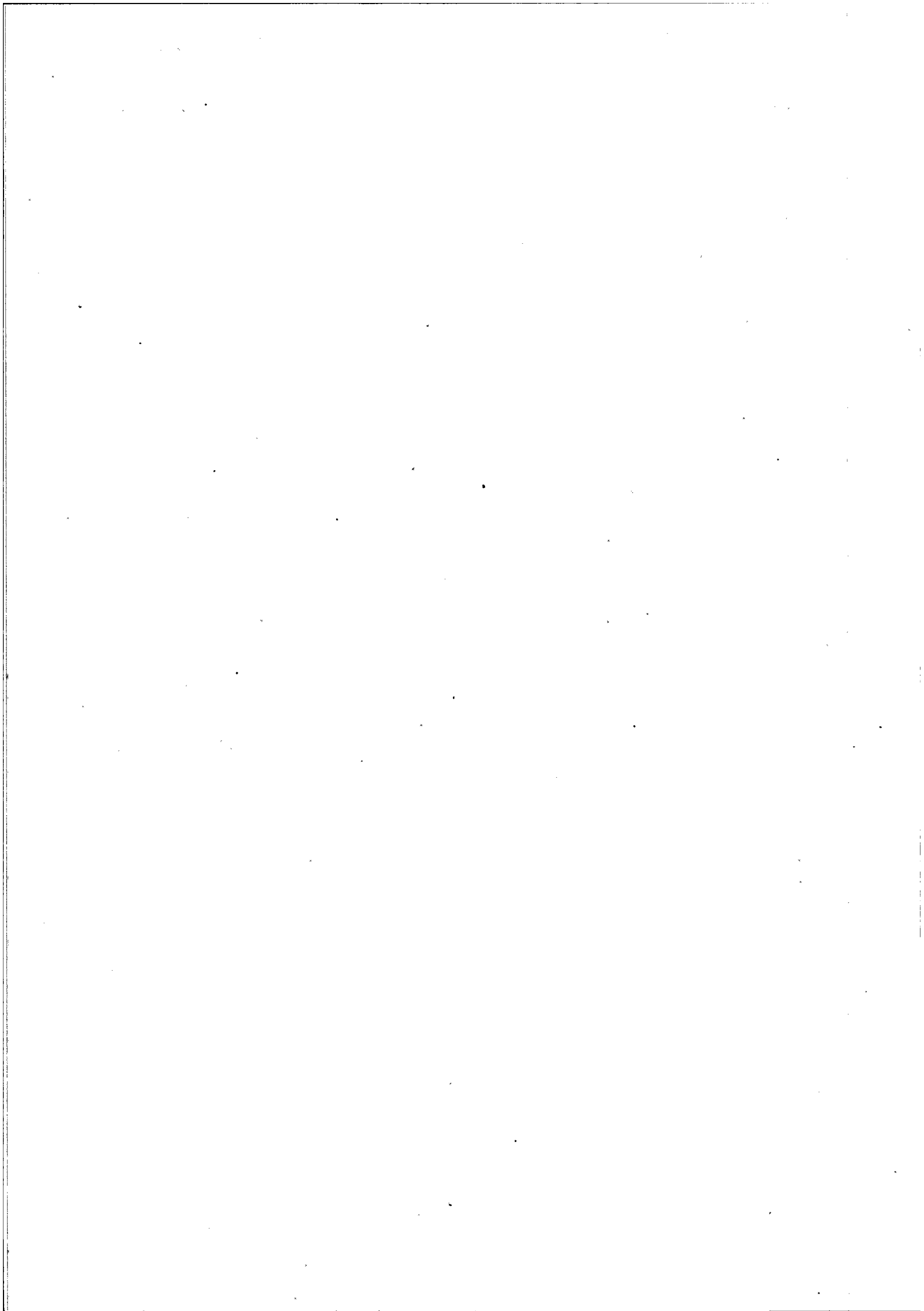
---

## Abstract

The main goal of this thesis is the study of the influence of the topology in the performance of a communication network. In this work we study the impact of the network topology in the efficiency of transmission of information packages over Internet and in the network resistance to attacks, giving special attention to a set of topologies known as Small-World topologies. A detailed description of the main accepted methods for network modelling is performed. The advantages and limitations of these methods are explained. We also study the behaviour of the most important policies of packages transmission (Broadcast, Multicast and Unicast) as a function of the randomness in the network connection pattern when two different initial regular substrates are considered.

We propose the use of a new substrate with certain hierarchical properties and show that the selection of the substrate can produce different optimal topologies in terms of the average between time delay and number of corrupted packages. We give special attention to the range of topologies known as Small-World topologies as they seem to present most of the characteristics of real networks. We also show that Small-World topology is an optimal topology for some well known policies.

Finally we study the resistance to attacks of some of the best known network models. We present a new attack algorithm that runs in polynomial time that outperforms the most usual attack policies. We also propose a topology that is more resistant to known attack policies than the usual network models.

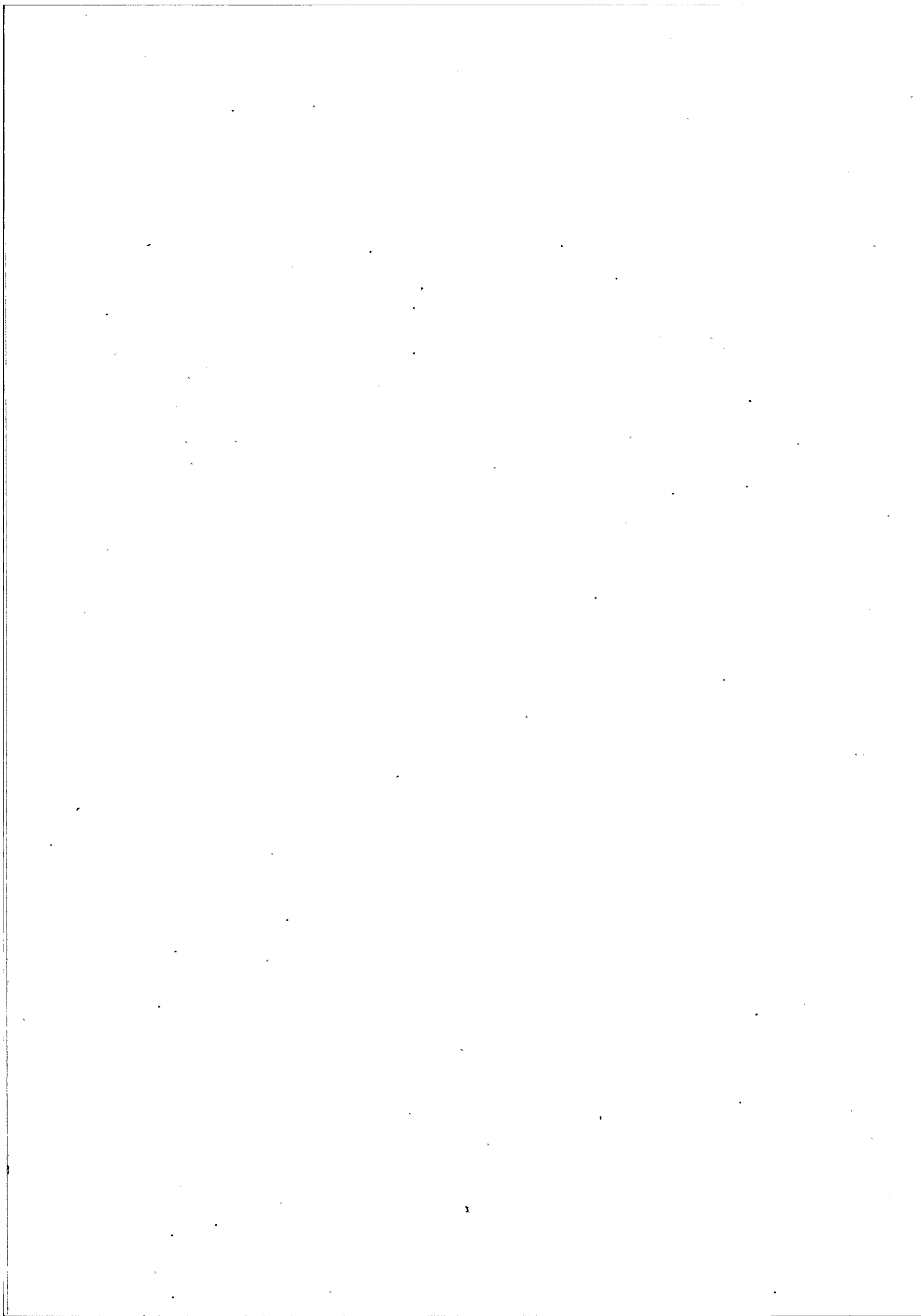


## Resumen

El propósito de esta tesis es realizar un estudio sobre la influencia de la topología en el rendimiento de algoritmos y protocolos ejecutados sobre una red de comunicaciones. En este trabajo se pone de manifiesto la importancia que tiene la topología de la red en la eficiencia de transmisión de paquetes de información y en la resistencia de una red frente a ataques, prestando especial atención a un conjunto de topologías conocidas como topologías de Mundo Pequeño. Se hace una descripción detallada de los principales métodos de modelización de la red aceptados hasta la fecha explicando las ventajas y limitaciones de cada uno. Se estudia el comportamiento dinámico de los principales métodos de transmisión de paquetes (Punto a punto, multidifusión y difusión) como función de la aleatoriedad en el patrón de conexiones utilizando dos diferentes sustratos regulares iniciales.

Se propone el uso de un nuevo sustrato con ciertas propiedades jerárquicas y se muestra que la elección del sustrato regular puede producir diferentes topologías óptimas en términos del valor medio entre el tiempo de transmisión y el número de paquetes erróneos. Se presta especial atención a un rango de topologías conocido como Small-World. Estas topologías parecen presentar muchas de las características de redes reales. Además se muestra que la topología Small-World es una topología óptima para algunos de los protocolos más frecuentes.

Finalmente se estudia la resistencia frente a ataques de algunos de los modelos de redes más conocidos. Se presenta un algoritmo de ataque que se resuelve en tiempo polinomial que mejora los resultados de los algoritmos de ataque más frecuentes. Adicionalmente se propone una topología que es más resistente frente a ataques que los modelos más usuales de redes.



---

# Índice general

1. Introducción	25
<b>I Modelos de redes de comunicaciones y rendimientos bajo dinámicas simples</b>	<b>33</b>
2. Modelos de redes de comunicaciones	35
2.1. Modelos de redes mediante grafos . . . . .	35
2.2. Principales modelos de conectividad . . . . .	36
2.2.1. Grafos regulares . . . . .	38
2.2.2. Redes reales . . . . .	38
2.2.3. Grafos Aleatorios . . . . .	39
2.2.4. Métodos jerárquicos . . . . .	41
2.2.5. El modelo de mundo-pequeño . . . . .	42
2.2.6. El modelo libre de escala . . . . .	44
3. Métricas	47
3.1. Métricas Estáticas . . . . .	48
3.2. Métricas Dinámicas . . . . .	51
4. Topologías para la colaboración entre agentes	53
4.1. Colaboración en sistemas multi-agente . . . . .	53
4.2. Dinámicas sobre agentes . . . . .	54

4.3. Topología de la red . . . . .	55
<b>5. Resultados: Dinámicas específicas</b>	<b>57</b>
5.1. Experimento 1 . . . . .	57
5.2. Experimento 2 . . . . .	59
5.3. Experimento 3 . . . . .	61
5.4. Experimento 4 . . . . .	61
5.5. Experimento 5 . . . . .	62
5.6. Discusión . . . . .	63
 <b>II Topologías Jerárquicas, rendimiento sobre protocolos de Internet</b>	 <b>65</b>
<b>6. Topologías jerárquicas</b>	<b>67</b>
6.1. Mundos Pequeños Biconexos . . . . .	69
6.2. Longitud de camino y Coeficiente de agrupamiento . . . . .	72
6.2.1. Coeficiente de agrupamiento . . . . .	72
6.2.2. Longitud de camino característico . . . . .	74
<b>7. Métricas Estáticas</b>	<b>79</b>
7.1. Métricas estáticas . . . . .	79
7.2. Camino característico e Índice de Agrupamiento . . . . .	80
7.3. Biconectividad . . . . .	81
7.4. Longitud euclídea de camino . . . . .	82
<b>8. Métricas Estáticas y Dinámicas</b>	<b>85</b>
8.1. Modelos de transmisión de paquetes . . . . .	87
8.1.1. Difusión . . . . .	88
8.1.2. Multi-difusión . . . . .	91
8.1.3. Transporte . . . . .	93
8.1.4. Redes multisalto . . . . .	96

<i>ÍNDICE GENERAL</i>	15
<b>III Ataques a redes, algoritmos de ataque</b>	<b>105</b>
9. Ataque y resistencia de redes	107
9.1. Redes con coste . . . . .	109
9.2. Estrategias de Ataque . . . . .	111
9.2.1. Ataque aleatorio . . . . .	115
9.2.2. Ataque por orden máximo . . . . .	115
9.2.3. Ataque basado en flujo . . . . .	116
9.3. Topologías de la red . . . . .	117
9.4. Resultados . . . . .	118
<b>IV Otros modelos</b>	<b>125</b>
10. Direccionalidad y peso	127
10.1. Direccionalidad y peso en redes . . . . .	127
10.2. Comportamiento de las métricas topológicas . . . . .	129
10.3. Comportamiento de los parámetros . . . . .	132
11. Conclusiones	135
A. Funcionamiento básico de Internet	139
B. El estándar QoS	149
C. Redes tránsito-terminal k impar	153
D. Redes tránsito-terminal k par	157





# Índice de figuras

1.1. Grafo que representa la red ARPANET en el año 1980. . . . .	28
1.2. Transición de un grafo ordenado a uno aleatorio. . . . .	30
2.1. Algunos ejemplos de grafos regulares . . . . .	38
2.2. Grafo aleatorio . . . . .	40
2.3. Grafo jerárquico . . . . .	42
3.1. Valores de $C$ y $L$ cuando un anillo regular es transformado en un grafo aleatorio, $n = 1000$ , $k = 10$ . Las curvas son el promedio de 100 experimentos. . . . .	50
5.1. A. Valores de $L$ y $C$ como funcion de la aleatoridad del grafo. B. Experimento 1, Función global $G(p)$ para todo el rango de redes. Los triángulos corresponden a un nodo destino seleccionado al azar y los cuadrados al caso en que todos los nodos de la red han recibido el producto. Las curvas son el promedio de 100 experimentos. . . . .	60
5.2. Función global $G(p)$ para todo el rango de redes. Los triángulos corresponden a un nodo destino seleccionado al azar y los cuadrados al caso en que todos los nodos de la red han recibido el producto. A. Experimento 2. B. Experimento 5. Las curvas son el promedio de 100 experimentos. . . . .	62

- 6.1. Grafos terminales para  $k = 3$  izquierda, y  $k = 4$  derecha. Por nuestra definición los dos nodos en los extremos de la base no pertenecen al grafo terminal, pero se dibujan aquí por claridad. . . . . 72
- 6.2. Distribución de los nodos en un grafo terminal para  $k = 3$  . . . . . 73
- 7.1. Grafos de tipo tránsito-terminal para  $n = 120$  y  $k = 3$ . (A) Grafo regular tránsito-terminal Regular para  $p = 0$ . (B) Grafo tránsito terminal de tipo Small-World para  $p = 0,02$ . (C) Grafo aleatorio para  $p = 1$ . . . . . 80
- 7.2.  $L$  (cuadrados) y  $C$  (triángulos) para anillos regulares con  $n = 2992$  y  $k = 8$ , grafos de tipo tránsito terminal ( $k$  impar) con  $n = 3000$  y  $k = 9$  y grafos de tipo tránsito terminal ( $k$  par) para  $n = 2992$  y  $k = 8$ . 81
- 7.3. Número de componentes biconexas para anillos con  $n = 2992$  y  $k = 8$ , grafos de tipo tránsito-terminal ( $k$  impar) con  $n = 3000$  y  $k = 9$  y grafos de tipo tránsito-terminal ( $k$  par) para  $n = 2992$  y  $k = 8$  (se dibuja el promedio de 100 experimentos). . . . . 82
- 7.4. Longitud media de las ramas de un grafo para anillos con  $n = 2992$  y  $k = 8$ , grafos de tipo tránsito-terminal ( $k$  impar) con  $n = 3000$  y  $k = 9$  y grafos de tipo tránsito-terminal ( $k$  par) para  $n = 2992$  y  $k = 8$ . Los nodos del anillo regular se sitúan sobre una circunferencia de 600 unidades de radio. En el caso de los grafos de tipo tránsito-terminal, los nodos del grafo de tránsito se sitúan sobre una circunferencia de 574 unidades de radio, cada grafo terminal tiene una unidad de radio y está a 20 unidades de distancia del nodo con el que se conecta en el grafo de tránsito (se dibuja el promedio de 100 experimentos). . . . 83

- 7.5. Longitud característica euclídea de camino normalizada para anillos con  $n = 2992$  y  $k = 8$ , grafos de tipo tránsito-terminal ( $k$  impar) con  $n = 3000$  y  $k = 9$  y grafos de tipo tránsito-terminal ( $k$  par) para  $n = 2992$  y  $k = 8$ . Los nodos del anillo regular se sitúan sobre una circunferencia de 600 unidades de radio. En el caso de los grafos de tipo tránsito-terminal, los nodos del grafo de tránsito se sitúan sobre una circunferencia de 574 unidades de radio, cada grafo terminal tiene una unidad de radio y está a 20 unidades de distancia del nodo con el que se conecta en el grafo de tránsito (se dibuja el promedio de 100 experimentos). . . . . 84
  
- 8.1. Valores de  $T$ ,  $E$  y  $P$  para difusión en anillos con  $n = 2992$  y  $k = 8$ , grafos de tipo tránsito-terminal ( $k$  impar) con  $n = 3000$  y  $k = 9$  y grafos de tipo tránsito-terminal ( $k$  para) con  $n = 2992$  y  $k = 8$ .  $l = 10$ ,  $cola = 100$ ,  $tll = 380$ . Los resultados son el promedio de 100 experimentos. . . . . 90
  
- 8.2. Valores de  $T$ ,  $E$  y  $P$  para multi-difusión con enrutado basado en árboles abarcadores mínimos en anillos con  $n = 2992$  y  $k = 8$ , grafos de tipo tránsito-terminal ( $k$  impar) con  $n = 3000$  y  $k = 9$  y grafos de tipo tránsito-terminal ( $k$  par) para  $n = 2992$  y  $k = 8$ .  $l = 10$ ,  $cola = 100$ ,  $tll = 380$ . Los resultados son el promedio de 100 experimentos. . 94
  
- 8.3. Valores de  $T$ ,  $E$  y  $P$  para multi-difusión con enrutado basado en árboles abarcadores mínimos en anillos con  $n = 2992$  y  $k = 8$ , grafos de tipo tránsito-terminal ( $k$  impar) con  $n = 3000$  y  $k = 9$  y grafos de tipo tránsito-terminal ( $k$  par) para  $n = 2992$  y  $k = 8$ .  $l = 100$ ,  $cola = 110$ ,  $tll = 750$ . Los resultados son el promedio de 100 experimentos. . 95

- 8.4. Valores de  $T$ ,  $E$  y  $P$  para transporte con enrutado basado distancia mínima en anillos con  $n = 2992$  y  $k = 8$ , grafos de tipo tránsito-terminal ( $k$  impar) con  $n = 3000$  y  $k = 9$  y grafos de tipo tránsito-terminal ( $k$  par) para  $n = 2992$  y  $k = 8$ .  $l = 10$ ,  $cola = 100$ ,  $tll = 380$ . Los resultados son el promedio de 100 experimentos. . . . . 97
- 8.5. Valores de  $T$ ,  $E$  y  $P$  para transporte con enrutado basado distancia mínima en anillos con  $n = 2992$  y  $k = 8$ , grafos de tipo tránsito-terminal ( $k$  impar) con  $n = 3000$  y  $k = 9$  y grafos de tipo tránsito-terminal ( $k$  par) para  $n = 2992$  y  $k = 8$ .  $l = 100$ ,  $cola = 110$ ,  $tll = 750$ . Los resultados son el promedio de 100 experimentos. . . . . 98
- 8.6. Valores de  $T$ ,  $E$  y  $P$  para enrutado por desvío en anillos con  $n = 2992$  y  $k = 8$ , grafos de tipo tránsito-terminal ( $k$  impar) con  $n = 3000$  y  $k = 9$  y grafos de tipo tránsito-terminal ( $k$  par) para  $n = 2992$  y  $k = 8$ .  $l = 10$ ,  $tll = 380$ . Los resultados son el promedio de 100 experimentos. . . . . 100
- 8.7. Valores de  $T$ ,  $E$  y  $P$  para enrutado por desvío en anillos con  $n = 2992$  y  $k = 8$ , grafos de tipo tránsito-terminal ( $k$  impar) con  $n = 3000$  y  $k = 9$  y grafos de tipo tránsito-terminal ( $k$  par) para  $n = 2992$  y  $k = 8$ .  $l = 100$ ,  $tll = 750$ . Los resultados son el promedio de 100 experimentos. . . . . 101
- 8.8. Valores de  $T$ ,  $E$  y  $P$  para el algoritmo de enrutado almacena y envía con  $n = 2992$  y  $k = 8$ , grafos de tipo tránsito-terminal ( $k$  impar) con  $n = 3000$  y  $k = 9$  y grafos de tipo tránsito-terminal ( $k$  par) para  $n = 2992$  y  $k = 8$ .  $l = 10$ ,  $cola = 100$ ,  $tll = 380$ . Los resultados son el promedio de 100 experimentos. . . . . 102

8.9. Valores de $T$ , $E$ y $P$ para el algoritmo de enrutado almacena y envía con $n = 2992$ y $k = 8$ , grafos de tipo tránsito-terminal ( $k$ impar) con $n = 3000$ y $k = 9$ y grafos de tipo tránsito-terminal ( $k$ par) para $n = 2992$ y $k = 8$ . $l = 100$ , $cola = 110$ , $tll = 750$ . Los resultados son el promedio de 100 experimentos. . . . .	103
9.1. Reducción polinómica de la disección de un grafo a ataques óptimos .	112
9.2. Distribución del grado de los nodos para los diferentes tipos de grafos.	120
9.3. Resistencia a ataques para diferentes tipos de grafos. . . . .	123
9.4. Resistencia a ataques para diferentes tipos de grafos. . . . .	124
10.1. Anillos dirigidos . . . . .	128
10.2. Mallas dirigidas, Izquierda: Los nodos están conectados con los $k/4$ vecinos más primos en cada dirección $k = 4$ , derecha: Los nodos están conectados con los $k/2$ vecinos más próximos en la direcciones superior y derecha $k = 4$ . . . . .	129
10.3. Grafos ponderados, izquierda: Anillo adelante $k = 4$ , right: Malla adelante $k = 4$ . . . . .	130
10.4. Valores de $L$ (cuadrados) y $C$ (triángulos) como función de $n$ para grafos aleatorios dirigidos. Los gráficos son el promedio de 100 experimentos cada uno. . . . .	133
10.5. Valores normalizados de $L$ (cuadrados) y $C$ (triángulos). Anillo $n = 1000$ , $k = 10$ . Malla $n = 250000$ , $k = 12$ . Los gráficos son el promedio de 100 experimentos cada uno. . . . .	134



## Índice de cuadros

2.1. Principales modelos de grafos para redes de comunicaciones . . . . .	45
3.1. Comparación de los valores de $C, L$ entre algunas redes reales y redes aleatorias del mismo tamaño . . . . .	51
6.1. Expresiones de $L$ y $C$ para anillos regulares, grafos tránsito-terminal regulares y grafos aleatorios. . . . .	77
9.1. Valores de $L, C$ y $B$ para los diferentes grafos . . . . .	119
9.2. Valor medio de la resistencia de redes ante diferentes estrategias de ataque . . . . .	121
9.3. Valor de $f_{0,01}$ para diferentes estrategias de ataque . . . . .	121
9.4. Valor medio del rendimiento para diferentes estrategias de ataque . .	122
B.1. Parámetros del estándar QoS . . . . .	151





# Capítulo 1

## Introducción

Internet está formado hoy en día por millones de ordenadores que están conectados entre sí formando un enorme entramado de conexiones que no es del todo bien conocido. Este entramado no encaja bien ni como una red regular y ordenada ni como un patrón absolutamente aleatorio. En la actualidad se están haciendo enormes esfuerzos para conocer la topología real de los nodos que componen la Internet [1, 2]. La topología de conexión de los ordenadores es uno de los factores que determina el rendimiento de la red. Internet está lejos de tener un rendimiento óptimo. El diámetro de Internet (la máxima distancia en número de máquinas que un paquete debe atravesar para llegar del origen hasta su destino) está estimado en unos 19 saltos [4], sin embargo no es difícil encontrar mediante el uso de la aplicación traceroute rutas de 24 saltos. De los trece principales servidores de nombres que componen la Internet solamente ocho funcionan adecuadamente [7], en los otros cinco se han llegado a medir retrasos de hasta dos horas en devolver una dirección correcta, el sistema de resolución de nombres ha llegado a estar funcionando gracias a la cache de algunos servidores más pequeños. En una prueba para detectar la topología de Internet a través de las rutas recorridas por paquetes de información se encontró que aproximadamente en cada prueba el 13 % de los enrutadores no respondían [6] y por tanto no enviaban la información a su destino.

Con la situación actual de Internet un único ordenador podría producir un mal

funcionamiento de la red. En particular, cuatro de los cinco servidores de nombres que no funcionan correctamente pertenecen a una única subred. Tampoco el tráfico de información en Internet sigue un camino óptimo (a veces ni siquiera razonable), por ejemplo, algunos paquetes de Japón a Japón o de Taiwan a Taiwan pasan por San José (Estados Unidos) [8]. También es fácil comprobar como paquetes desde Madrid (venecia.ii.uam.es) hasta Alemania (www.amazon.de) pasan por Nueva York. En los últimos años, aún cuando el número de conexiones entre máquinas ha aumentado de forma espectacular, los paquetes de información recorren esencialmente el mismo número de máquinas para llegar del origen a su destino [9]. A pesar de que el conocimiento de la topología de la red ayudaría a subsanar o a aliviar alguno de los problemas anteriores, no se tiene una información completa de la topología de la red debido sobre todo a su carácter distribuido y a las medidas de seguridad presentes en la red [3].

Otro tipo de fenómeno en redes de comunicaciones que ha cobrado especial importancia debido a la aparición de intrusos (hackers, virus) es el referido a la Denegación de Servicio (DoS). En esta dinámica, los elementos de la red son paulatinamente deshabilitados. El fenómeno de intrusión de hackers es mucho más frecuente de lo que se podría pensar. Durante un periodo de dos semanas se detectaron más de 12000 ataques contra 5000 ordenadores distintos que variaban desde máquinas domésticas hasta enrutadores o grandes servidores [7] siendo Rumanía y Brasil los países que guardaban la mayor proporción de máquinas atacadas. A finales del 2001, con el cambio de propietario de la red de KaZaa, se produjo un ataque masivo de DoS desde los nuevos propietarios de la red a los más de 50000 usuarios de Morpheus, uno de los anteriores interfaces de la red [10]. La topología de la red determina también de forma esencial el comportamiento de la misma ante un determinado ataque (conjunto de elementos que son deshabilitados). En [20] se estudia el comportamiento de una red regular y de una red donde el número de vecinos de cada nodo sigue una distribución libre de escala ante ataques aleatorios y ataques sobre el nodo que tiene el máximo número de conexiones. Es conocido [21] que el problema de encontrar un

ataque óptimo (que desconecte el mayor número de ordenadores de un ordenador fuente fijo) deshabilitando el menor número posible de ordenadores es NP-Completo

Antes de entrar en la descripción del estudio tenemos que definir un modelo para la red de comunicaciones y el conjunto de parámetros que se utilizarán para medir su rendimiento tanto en el transporte de paquetes de información como frente a ataques.

Nuestro modelo de red de comunicaciones va a consistir en una serie de ordenadores conectados entre sí. Cada ordenador se comunica exclusivamente con aquellos otros ordenadores con los que está conectado. Cada ordenador puede generar, recibir, almacenar, procesar y enviar paquetes de información a los ordenadores con los que está conectado siguiendo diferentes políticas. Las políticas de gestión de paquetes en este trabajo serán todas no adaptativas, es decir, cada ordenador no utilizará la información de lo ocurrido en instantes de tiempo anteriores para decidir que operación realiza sobre cada paquete de información en el instante actual ni, en general, variará su política sobre los paquetes en diferentes instantes de tiempo.

En general se puede decir que el estado  $s$  de un nodo  $i$  responde a la siguiente formulación:

$$s_i(t+1) = f(s_i(t), g(w_{i,j}(t), s_j(t))) \quad (1.1)$$

donde  $N$  es el número de computadores en la red e  $i, j$  satisfacen  $0 < i, j < N$ ,  $s_i(t)$  representa el estado del computador  $i$  a tiempo  $t$  y  $w_{i,j}$  representa la matriz de conectividad (vecindad) del ordenador  $i$ . La entrada que llega de otros agentes es representada por  $g$ . El modo en el cual el estado actual y la entrada de los computadores vecinos afecta el estado siguiente se calcula mediante la función de transición  $f$ . Obsérvese que la función  $f$  no varía con el tiempo.

Los parámetros empleados para medir el rendimiento de una red de comunicaciones serán esencialmente la velocidad de transmisión media, la cota media de error, el coste de la red y finalmente, su resistencia ante fallos o ataques.

La teoría de grafos provee un marco formal muy adecuado para nuestro modelo de

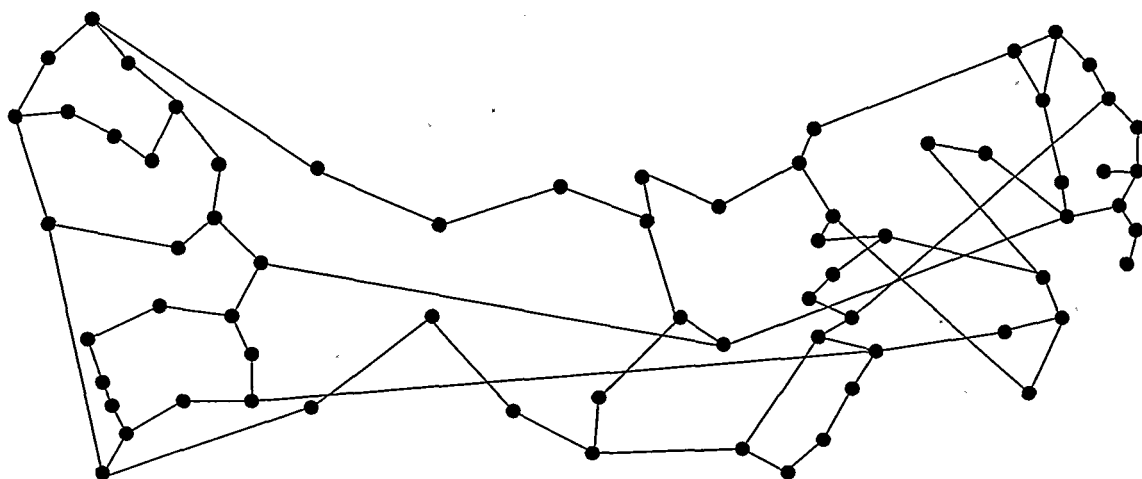


Figura 1.1: Grafo que representa la red ARPANET en el año 1980.

red, donde cada nodo del grafo representa un ordenador y cada rama una conexión entre dos ordenadores. Formalmente hablando, un grafo es un par ordenado de conjuntos  $(V, E)$  donde  $E$  es un subconjunto del conjunto  $V^{(2)}$  de pares no ordenados de elementos de  $V$ . El conjunto  $V$  es el conjunto de *vértices* y  $E$  es el conjunto de *ramas*. En la figura 1.1 se puede ver un ejemplo de representación de una red de comunicaciones mediante un grafo.

En los últimos años el crecimiento de las redes de comunicaciones (especialmente Internet) , sistemas multiagente [11], arquitecturas y [12] sistemas complejos ha generado una multitud de estudios relacionados con la topología de las redes de comunicaciones [14]. Dichos estudios se centran la generación de grafos que modelen adecuadamente las redes de comunicaciones y en el cálculo para cada modelo de grafo de ciertas medidas topológicas. Sin embargo, estas medidas no poseen un gran interés en sí mismas salvo que puedan relacionarse con el rendimiento de la red.

La mayoría de los trabajos realizados hasta la fecha se limitan, o bien, a la generación de un tipo concreto de grafos (estrellas, anillos, mallas, aleatorios), el cálculo de los parámetros topológicos para este cada uno de estos tipos de grafos y su comparación con las redes reales que pretenden modelar, o bien, a la implementación de algún tipo de política estándar y el análisis de los parámetros de rendimiento bajo

algún modelo concreto de red.

Nuevas posibilidades de estudio aparecen cuando la propia topología de la red es un parámetro más que puede ser modificado usando ciertas reglas. Este método permite variar lentamente las métricas del grafo de tal forma que el comportamiento dinámico de las políticas de gestión de paquetes se puede analizar cuidadosamente.

En [13] se propone un método para estudiar el comportamiento dinámico de redes cuando estas pasan de un sustrato inicial regular y ordenado a un grafo aleatorio. El método está basado en la modificación con una cierta probabilidad fija  $p$  de cada una de las ramas del grafo. Si  $p = 0$  se obtiene el grafo original; si  $p = 1$  se obtiene un grafo aleatorio. Para cada una de los diferentes valores de  $p$  se pueden calcular diferentes métricas topológicas, tales como el camino característico (la distancia media entre ordenadores medida como el camino más corto entre ellos) o el índice de agrupamiento (el número medio de vecinos de cada nodo que son a su vez vecinos entre sí). Cuando se realiza este proceso, se encuentra que existe un rango de valores de  $p$  donde los caminos son cortos, pero los nodos del grafo se hayan altamente agrupados, en la imagen 1.2 se puede ver el resultado de este proceso cuando se aplica a un grafo regular. A este tipo de topologías se las llamo topologías de mundo pequeño (Small-World). Las topologías de mundo pequeño presentan grandes semejanzas con algunas redes de la vida real [15, 16], la World Wide Web [17], como resultado de evolución natural [18] o de un proceso de aprendizaje [19].

El objetivo esencial de este trabajo es el estudio del comportamiento de las políticas de intercambio de paquetes más importantes (difusión, multi-difusión y transmisión punto a punto) en una red como función de la aleatoriedad en las conexiones, prestando especial atención al comportamiento de estas políticas en el caso de que la topología de la red se encuentre en el régimen de mundo pequeño. Asimismo se pretende ampliar el estudio de resistencia de la topología de una red frente a ataques a un mayor tipo de redes e implementar algoritmos aproximados de ataque que mejoren los algoritmos conocidos.

En particular, esta tesis consta de tres partes bien diferenciadas que conciernen

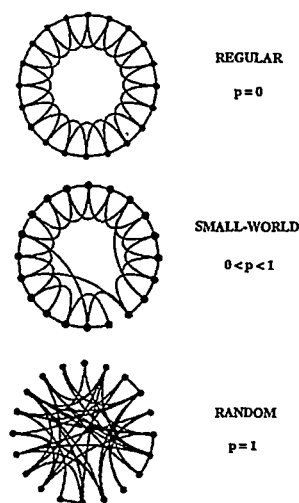


Figura 1.2: Transición de un grafo ordenado a uno aleatorio.

al estudio del rendimiento de ciertos protocolos de comunicación sobre diversas de familias grafos generadas a partir de la progresiva conversión de un sustrato regular ordenado en un grafo aleatorio. Adicionalmente se estudia la resistencia de diferentes topologías frente a ataques, proponiendo además un algoritmo de ataque a redes que se ejecuta en tiempo polinomial y que mejora la efectividad de los métodos de ataque conocidos.

En la primera parte, se revisan los métodos más importantes de generación de topologías para la modelización de redes de ordenadores, poniendo de manifiesto sus inconvenientes dentro de las redes de comunicación actuales, y se estudia el rendimiento bajo algunas dinámicas simples de las redes generadas mediante la sucesiva aleatorización de un sustrato inicial regular. En la segunda parte se aporta un nuevo tipo de sustrato regular que semeja a las redes de ordenadores organizadas jerárquicamente, sobre este tipo de sustrato se estudia el rendimiento de los protocolos de comunicación más importantes sobre redes de comunicaciones. En esta parte de la tesis, además se realizan comparaciones entre los resultados obtenidos para diferentes sustratos regulares. El interés de la última parte de la tesis es el estudio de resistencia frente a ataques a los nodos de la red para diferentes topologías,

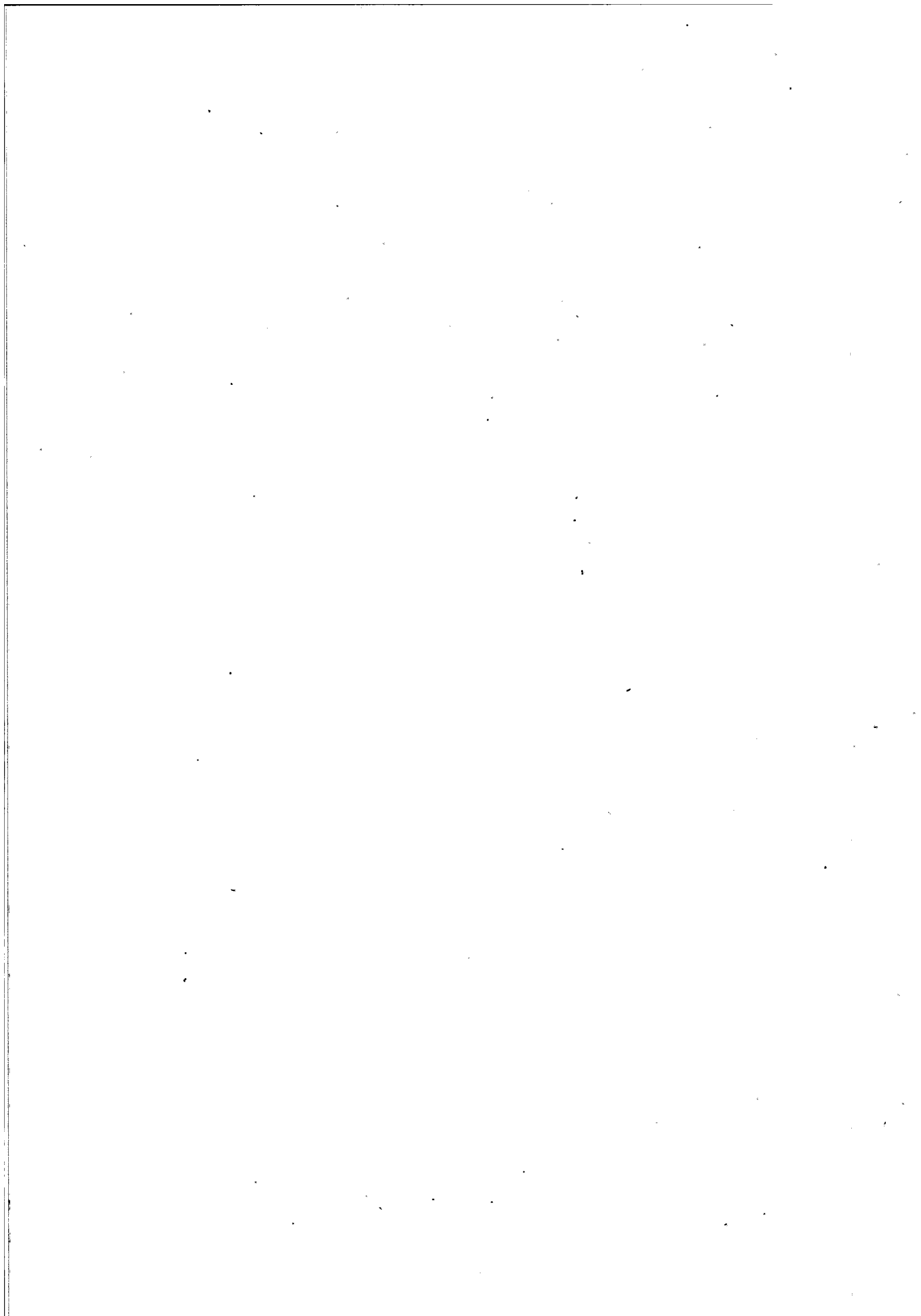
adicionalmente se propone un algoritmo de ataque a nodos que puede ser calculado en tiempo polinomial y que mejora los resultados de los métodos de ataque con tiempo polinomial existentes hasta la fecha.





## Parte I

# Modelos de redes de comunicaciones y rendimientos bajo dinámicas simples



## Capítulo 2

# Algoritmos para la modelización de redes de comunicaciones mediante grafos

El crecimiento de Internet en los últimos años ha producido la necesidad de estudiar algoritmos y políticas para el enrutado de paquetes, reserva de recursos, administración de la red (En el Apéndice A se presenta una descripción básica del funcionamiento de Internet). La mayoría de los estudios sobre Internet se realizan mediante simulaciones basadas en modelos abstractos de la estructura de la red o de los protocolos que se emplean para el funcionamiento de la red. Por ello es necesario encontrar modelos de red que simulen de una forma lo más real posible la topología de la red y los protocolos utilizados.

### 2.1. Modelos de redes mediante grafos

La teoría de grafos provee un modelo abstracto adecuado para la modelización de la conectividad en una red de comunicaciones, donde cada nodo del grafo representa un ordenador y cada rama una conexión entre dos ordenadores. Existe numerosa bibliografía sobre teoría de grafos [48] [33]. Una explicación de los principales resul-

tados de la teoría de grafos está fuera de los objetivos de esta tesis, limitándonos en este apartado a presentar las definiciones de teoría de grafos que serán utilizadas a lo largo de esta tesis.

Formalmente, un grafo  $G$  es un par ordenado de conjuntos  $(V, E)$  donde  $E$  es un subconjunto del conjunto  $V^{(2)}$  de pares no ordenados de elementos de  $V$ . El conjunto  $V$  es el conjunto de *vértices* y  $E$  es el conjunto de *ramas*. Denominaremos *orden del grafo* al número de vértices  $n = |V|$  que hay en el grafo, también denominaremos *tamaño del grafo* al número de ramas  $N = |E|$  existentes en el grafo. Diremos que  $G' = (V', E')$  es un subgrafo de  $G = (V, E)$  si  $V' \subset V$  y  $E' \subset E$ .

Decimos que dos vértices del grafo son *adyacentes* si existe una rama que los une. Definiremos el *vecindario*  $\Gamma(i)$  del nodo  $i$  como el conjunto de vértices del grafo que son adyacentes a  $i$ . Definimos el *grado*  $k_i$  del nodo  $i$  como el tamaño del vecindario de  $i$ , es decir  $k_i = |\Gamma(i)|$ . Diremos que un grafo es *regular* si todos los nodos del grafo tienen el mismo orden  $k$ . Para una inmersión dada  $\Phi$  de un grafo  $G$  en un espacio euclídeo  $\mathcal{L}$  podemos asignar una longitud a cada rama del grafo. Esta longitud es la distancia euclídea entre los dos vértices conectados por la rama.

Un camino  $P$  es un grafo de la forma  $V = (v_0, v_1, \dots, v_l)$   $E = (v_0v_1, \dots, v_{l-1}v_l)$ , con  $v_1 \neq v_2 \neq \dots \neq v_l$ . La *longitud*  $l$  del camino  $P$  viene dada por el tamaño de  $P$ , es decir  $l(P) = |E|$ . El camino mínimo entre dos nodos  $i, j$  del grafo será el de menor tamaño de entre todos los posibles caminos entre  $i, j$ . Un ciclo es un camino en el cual  $v_1 = v_l$ .

A continuación vamos a presentar los principales métodos de generación de grafos que modelizan topologías de Internet.

## 2.2. Principales modelos de conectividad

Multitud de resultados en la bibliografía muestran de forma evidente que el modelo de red seleccionado afecta claramente los resultados obtenidos en el estudio de un protocolo o política en particular. Por ejemplo, en [42] se muestra que la efi-

ciencia de un algoritmo de multidifusión se reduce a la mitad si se emplean grafos aleatorios en lugar de grafos estructurados de forma jerárquica. En [43] se muestra que la concentración de tráfico en árboles de enrutado basados en núcleo para multidifusión es comparable a la concentración de tráfico en árboles de camino mínimo para un modelo de red en la que el número medio de vecinos de cada nodo es tres, pero que sin embargo la concentración de tráfico es aproximadamente un 30 % más alta en árboles basados en núcleo cuando el número medio de vecinos por nodo era incrementado hasta ocho. En [23] se puede observar que los diferentes modos de reserva de recursos para multidifusión se comportan de forma muy diferente en topologías de tipo lineal, árboles y estrellas. La mayoría de los expertos en este campo advierten que los resultados obtenidos sobre una topología particular pueden no ser extrapolables a otras topologías. Casi todos los trabajos en este campo suelen introducir alguna frase advirtiendo de este punto. Como consecuencia de lo anterior podemos decir que la topología *importa* a la hora de analizar o simular una política sobre algún modelo de la red.

La mayoría de los estudios basados en modelos de redes de comunicaciones suelen utilizar topologías basadas en alguna de las siguientes categorías:

- Topologías regulares: Anillos, árboles, estrellas (p. ej. [22], [23], [24]).
- Topologías conocidas: ARPAnet, NSFnet (p. ej. [25], [26], [27]).
- Topologías aleatorias: (p. ej. [28], [29], [30]).
- Topologías jerárquicas: (p. ej [31], [32], [42]).
- Mundos Pequeños: Basados en diferentes tipos de sustratos (p. ej. [37], [38], [13]).
- Topologías libres de escala (p.ej [4], [20]).

Describiremos a continuación cada una de estas topologías así como algunas de sus principales ventajas e inconvenientes a la hora de modelar redes de comunicaciones.

### 2.2.1. Grafos regulares

Los grafos regulares son empleados esencialmente en estudios analíticos para el rendimiento de algún tipo de protocolo o para estudiar el comportamiento de alguna métrica [37], [45] dado que su estructura hace tratable el estudio de dichos problemas. También se emplean como substrato inicial para la generación de grafos derivados mediante la modificación del grafo siguiendo algún tipo de dinámica sobre las ramas y/o nodos del grafo [38],[13]. En la figura 2.1 se pueden observar algunos de los modelos regulares más utilizados.

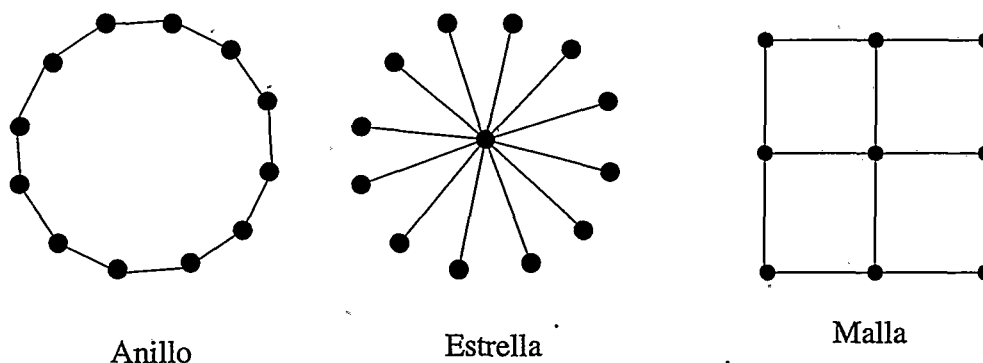


Figura 2.1: Algunos ejemplos de grafos regulares

### 2.2.2. Redes reales

Los modelos basados en redes conocidas se suelen emplear para estudiar propiedades de esa red en particular. Otro problema de este tipo de modelos es que no sólo representan una red particular, sino que además esta representación solamente es válida para un lapso de tiempo relativamente pequeño ya que la mayoría de las redes empleadas en los estudios han crecido, aumentando el número de sus nodos o de sus conexiones y por tanto su conectividad. En algunos trabajos solo se emplean características parciales de estas redes, tales como el número de nodos, la distribución del número de vecinos o la distancia media entre nodos [4]. En general estas redes se utilizan para comprobar que las métricas seleccionadas en otros tipos de

modelos, coinciden con las métricas de redes de la vida real. Entre las redes más utilizadas como modelos se encuentran ARPAnet, NSFnet. En la figura 1.1 del capítulo anterior se puede ver el grafo que representa la red ARPANET en el año 1980.

### 2.2.3. Grafos Aleatorios

Los grafos aleatorios se emplean cuando se desconoce completamente la estructura de la red que se desea modelar. En general, en el caso de Internet, se suelen generar múltiples grafos aleatorios sobre los que se realizan simulaciones o estudios analíticos. En la bibliografía se encuentran diferentes métodos para la generación de grafos aleatorios, la diferencia entre estos métodos se basa esencialmente en la forma de seleccionar la probabilidad con la que existe cada posible rama del grafo. El primero de estos métodos es debido a Erdős y Rényi [46], en este método se seleccionan sucesivamente pares de nodos al azar y se añade una rama entre cada par de nodos seleccionados hasta construir un grafo con número total de  $N(N-1)/2p$  ramas. Un método alternativo consiste en añadir cada una de las posibles  $N(N-1)/2$  ramas del grafo con una probabilidad fija  $p$ . Este método se demuestra [47] que es equivalente al anterior. En general la teoría de grafos aleatorios se centra en el estudio de propiedades del espacio de grafos en el caso  $N \rightarrow \infty$  y se dice que casi todo grafo tiene cierta propiedad  $Q$  si la probabilidad de que un grafo tenga la propiedad  $Q$  tiende a uno cuando  $N$  tiende a infinito. En la figura 2.2 se puede ver un ejemplo de grafo aleatorio.

Otros modelos de grafos aleatorios añaden las ramas del grafo con una probabilidad que es función de la distancia entre nodos en un espacio Euclídeo. Entre estos métodos el mas conocido es debido a Waxman [30]. En este modelo, la probabilidad de que exista una rama entre los vértices  $i$  y  $j$  viene dada por:

$$P(i, j) = \alpha e^{-d/(\beta L)} \quad (2.1)$$

donde  $0 < \alpha, \beta \leq 1$ ,  $d$  es la distancia Euclídea de  $i$  a  $j$  y  $L$  es la máxima distancia entre dos nodos cualesquiera. Un incremento en  $\alpha$  incrementa el número de nodos en

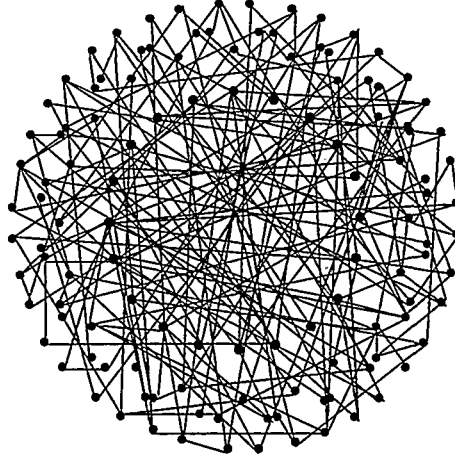


Figura 2.2: Grafo aleatorio

el grafos mientras que un aumento de  $\beta$  incrementa la relación entre ramas largas y ramas cortas. En la literatura existen variaciones sobre el método de Waxman [42], [43] aunque todas ellas son esencialmente equivalentes.

En [14] se proponen dos métodos alternativos que también introducen la idea de relacionar la probabilidad de cada rama con la distancia entre los vértices que une. El método *exponencial* usa

$$P(u, v) = \alpha e^{-d/(L-d)} \quad (2.2)$$

de esta forma, la probabilidad de cada rama tiende a cero cuando la distancia entre los dos vértices tiende a  $L$ . El método *local* parte las posibles ramas según un criterio de longitud y asigna una probabilidad (fija) diferente a cada clase de equivalencia. Para el caso de dos clases el parámetro  $r$  define la frontera:

$$P(u, v) = \begin{cases} \alpha & \text{si } d < r \\ \beta & \text{en otro caso} \end{cases} \quad (2.3)$$

Algunas propiedades analíticas obtenidas sobre grafos aleatorios puros se han podido establecer también sobre estos tipos de grafos [49].

Es de señalar que en los grafos aleatorios es posible controlar el número aproxi-



mado de ramas que existen en el grafo, pero no es posible controlar la topología de la red. Esto significa que, por ejemplo, en grafos dispersos, donde el número de ramas existentes es mucho menor que el número de posibles ramas, la probabilidad de que el grafo sea conexo es relativamente pequeña. Esta probabilidad además disminuye a medida que el número de nodos en el grafo aumenta. Como consecuencia de lo anterior es difícil crear grafos conexos con un número alto de nodos y un número medio de vecinos bajo por nodo. Como alternativas se propone la elección de un sustrato conexo inicial sobre el cual se pueden añadir o modificar ramas [13] o bien reconectar *a posteriori* las posibles componentes conexas del grafo.

#### 2.2.4. Métodos jerárquicos

Ninguno de los modelos anteriores captura la jerarquía existente en muchas redes de comunicaciones reales, en Internet existen grupos de nodos que tienen una mayor probabilidad a estar conectados formando, además, una estructura jerárquica de redes y subredes. Entre los métodos mas utilizados para la generación de redes jerárquicas se encuentran el modelo de N-niveles. En este modelo jerárquico se construye un grafo sustituyendo de forma iterativa cada nodo en un grafo original por un grafo. Es decir, empezado por un sustrato conexo inicial, cada nodo de este sustrato es sustituido por un grafo conexo. Las ramas del grafo original son entonces reconectadas a los nodos de los grafos introducidos. Otro modelo es el denominado *Tránsito-terminal*. En este modelo se generan grafos jerárquicos mediante la conexión de redes terminales con redes de tránsito. En este método se genera uno o varios grafos de tránsito usando alguno de los métodos de generación de grafos aleatorios [14] o bien un grafo regular [37]. A continuación, cada nodo de este grafo de tránsito es sustituido por otro grafo conexo, representando así la estructura de un núcleo que conecta diferentes redes presente en Internet. Finalmente, se pueden añadir o modificar algunas ramas del grafo que conecten nodos de diferentes grafos terminales o nodos de los grafos terminales con nodos en el núcleo.

Estos métodos permiten generar grafos con un gran número de nodos mante-

niendo la propiedad de conectividad del grafo incluso con un número pequeño de vecinos por nodo. En los modelos jerárquicos, se suele asignar a cada nodo del grafo un punto de un espacio Euclídeo de tal forma que se pueda asignar una longitud a cada rama. En general esta longitud se asigna de tal forma que ramas que conectan nodos que pertenecen al mismo grafo terminal o de tránsito tengan una longitud pequeña.

En estos modelos, los nodos presentan una distribución de vecinos que suelen seguir una distribución exponencial con pequeñas desviaciones respecto a la media. Otro inconveniente de estos modelos es que presentan en general un número muy elevado de parámetros de control del grafo siendo difícil definir los parámetros que corresponden a una topología determinada.

En la figura 2.3 se puede ver un ejemplo de grafo con propiedades jerárquicas.

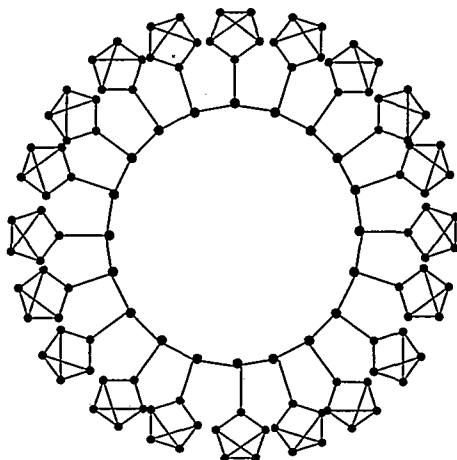


Figura 2.3: Grafo jerárquico

### 2.2.5. El modelo de mundo-pequeño

Existen un alto número de redes reales que presentan la propiedad de que sus nodos se encuentran altamente agrupados pero que, sin embargo, la distancia entre pares de nodos es pequeña. En 1998 Watts y Strogatz [13] propusieron un método de generación de redes basado en la transformación de un sustrato regular finito en

un grafo aleatorio. El método consiste en la elección de un sustrato inicial. Distintos sustratos iniciales se proponen en la literatura. Por ejemplo en [13] se propone el uso de un anillo regular de  $n$  nodos, donde cada nodo se conecta con los  $k/2$  vecinos mas próximos. En [37] se propone el uso de un grafo regular y jerárquico, 3. En [50] se proponen otro tipos de sustratos basados en grafos con propiedades de direccionalidad y ponderación en sus ramas. En general en estos modelos los grafos seleccionados son conexos y dispersos, es decir  $n \gg k \gg \ln(n) \gg 1$ .

A continuación cada rama del grafo es reconectada con una probabilidad  $p$  evitando lazos y conexiones dobles entre nodos. Este proceso produce  $pNk/2$  conexiones lejanas entre nodos de diferentes grupos. Cuando el valor de  $p$  es pequeño las topologías generadas presentan una alta agrupación entre sus nodos y una distancia pequeña entre pares de nodos. De forma mas exacta se dice que un grafo tiene una topología de mundo pequeño cuando la agrupación de sus nodos es muy similar a la de un anillo regular ordenado y la distancia entre sus nodos es similar a la de un grafo aleatorio. En la figura 1.2 del capítulo anterior se puede ver el resultado de este proceso cuando se aplica a un grafo regular.

El modelo de Mundo-Pequeño surge en general de las redes sociales, donde se supone que los amigos, conocidos, vecinos, etc, de una persona, tienden también a relacionarse entre sí. Sin embargo cada persona tiene además un número de conocidos que se encuentran también dentro de otros grupos de amigos o conocidos. Este fenómeno fue descrito por Milgram en 1967 [16] donde se afirmaba que entre cada persona existe una separación media de seis individuos.

Existen muchas topologías reales que presentan este tipo de conectividad, entre las mas importantes se encuentran algunas redes biológicas [51], [18], redes de distribución eléctrica [15], Internet [41] [44], la WWW [39],[34], redes de actores [45], coautoría de publicaciones. Las topologías de mundo pequeño también pueden surgir como resultado de un proceso de aprendizaje [19]. En [52] se muestra que en este tipo de redes pueden coexistir oscilaciones y codificación temporal en un espacio muy rápido de tiempo en un conjunto de neuronas acopladas.

El modelo de mundo-pequeño presenta una gran dificultad cuando se desea realizar un estudio analítico debido a su naturaleza aleatoria. Se han presentado algunos estudios analíticos de las propiedades de estas redes [35], [54], [53]. Estos estudios suelen estar basados en modelos ligeramente distintos al descrito por Watts y Strogatz. Con el fin de hacer el problema manejable se suelen introducir nodos o ramas especiales que permiten obtener un comportamiento en el grafo similar al de Mundo Pequeño pero que simplifican el análisis de dichas propiedades.

#### 2.2.6. El modelo libre de escala

En muchas redes reales (Internet, reacciones químicas, relaciones sexuales de un individuo) se puede observar el fenómeno de que la distribución del número de vecinos de cada nodo sigue una ley de potencias. Ésta es una característica que no se encuentra en el modelo regular, donde la distribución del número de vecinos de cada nodo tiene un salto en el valor  $k$ . En el caso de redes aleatorias se puede demostrar que la distribución del número de vecinos de cada nodo sigue una distribución de Poisson [47]. En el caso de small-world, la distribución de nodos tampoco sigue una ley de escala, mostrando una distribución centrada en  $k$ .

La formación de redes libres de escala se estudia en el trabajo de Barabási y Albert [40], en este trabajo se muestra que existen redes reales que tienen esta propiedad en la distribución de grados de sus nodos. El fenómeno de redes libres de escala tiene su base en dos mecanismos genéricos que aparecen en multitud de redes entre las que se encuentra Internet [36] y la WWW [40]. Estos mecanismos son el de *crecimiento* y *conexión selectiva*. El mecanismo de crecimiento supone que el número de nodos del grafo no permanece constante como en los modelos anteriores sino que aumenta con el tiempo, es decir, dado un número inicial de nodos ( $m_0$ ), en cada instante de tiempo se añade un nuevo nodo con ( $m \leq m_0$ ) ramas que conectan este nuevo nodo con los nodos ya existentes en el grafo. El fenómeno de conexión selectiva consiste en que, la elección de los nodos con los cuales se conecta cada nodo añadido al grafo, (la probabilidad  $\Pi$  de que un nuevo nodo esté conectado al nodo

Modelo	Año	Autores
Redes Reales	-	-
Grafos regulares	-	-
Aleatorio	1959	Erdős y Rényi
Jerárquico	1997	Zegura et al.
Mundo Pequeño	1998	Watts y Strogatz
Libre de Escala	1999	Barabási y Albert

Cuadro 2.1: Principales modelos de grafos para redes de comunicaciones

$i$ ) depende del grado  $k_i$  del nodo  $i$  según  $\Pi(k_i) = \frac{k_i}{\sum_j k_j}$ .

Después de  $t$  instantes de tiempo este algoritmo produce una red con  $n = t + m_0$  nodos y  $mt$  ramas. Se puede demostrar mediante simulación numérica o mediante análisis [40] que esta red evoluciona a un estado invariante de escala donde la probabilidad de que un nodo tenga  $k$  ramas sigue una ley de potencias con exponente  $\gamma_{SF} = 3$ . Se puede demostrar además que el exponente de escala es independiente de  $m$ .

El modelo libre de escala ha sido criticado ultimamente ya que su aparición en redes reales es considerado como un artefacto debido a considerar información parcial sobre el tráfico en Internet o sobre las conexiones en la Web. En [9] se demuestra mediante datos reales y en [34] mediante simulaciones por ordenador que la distribución de los grados de los nodos de Internet y del número de enlaces por cada página Web sigue una distribución de tipo “Weibull”.

Como resumen del capítulo véase en la tabla 2.1 los principales modelos empleados en redes de comunicaciones.



## Capítulo 3

### Métricas

Una vez definidos los modelos de grafos más utilizados en la actualidad, vamos a definir las métricas empleadas tanto para definir las propiedades topológicas de los grafos empleados como modelo como el rendimiento de las dinámicas que se desarrollan sobre estos grafos. Por un lado definiremos los atributos que son inherentes a los grafos en sí mismos. Estos atributos se utilizan como métodos para caracterizar y clasificar los grafos de forma independiente de cualquier protocolo que pueda ejecutarse sobre ellos. A los parámetros que caracterizan las propiedades topológicas del modelo los denominaremos *Métricas Topológicas*. Con el fin de evaluar la eficiencia de los modelos se consideran métricas que definen el rendimiento de la red para una determinada dinámica. Estas métricas, denominadas *Métricas Dinámicas* están relacionadas con una tarea en particular. La definición de las métricas dinámicas es independiente de la topología sobre la cual se ejecutará una dinámica dada, sin embargo, el resultado de una métrica para una política determinada depende de la topología sobre la cual se ha ejecutado la dinámica. A continuación vamos a definir las principales métricas estáticas y dinámicas.

### 3.1. Métricas Estáticas

En primer lugar vamos a considerar aquellas medidas que son inherentes a la topología de la red y que no dependen de la dinámica que sobre ellas se pueda ejecutar. Muchas de estas métricas se definen a partir de los caminos más cortos en el grafo. En general, se consideran en la bibliografía existente tanto métricas basadas en saltos, en las cuales cada rama cuenta como una unidad o métricas en las cuales cada rama tiene un peso. También se pueden encontrar métricas basadas en la longitud, en estas métricas el peso asociado a cada rama es la longitud euclídea para una inmersión  $\Phi$  dada. También se pueden considerar métricas mixtas en las cuales el camino mínimo se puede calcular utilizando una métrica pero se evalúa empleando una métrica diferente. Por ejemplo, se pueden calcular caminos mínimos empleando saltos entre máquinas pero definir la métrica como la suma de las distancias euclídeas de cada uno de esos saltos.

Para un grafo con  $N$  nodos y  $n$  ramas se suelen considerar las siguientes medidas topológicas:

- *Grado medio de los nodos.* Es decir  $\langle k \rangle = \sum_{i=1}^N k_i = 2N/n$ .
- *Diámetro.* El diámetro  $D$  de un grafo es la longitud máxima del camino mínimo entre dos vértices del grafo [55], es decir  $D = \max\{l(P)/P \text{ camino de } i \text{ a } j \text{ para todo } i, j \in V\}$ . En general un diámetro bajo corresponde con grafos con caminos cortos. En la bibliografía existente [14] se suelen emplear otras variantes de esta métrica como por ejemplo la *longitud de diámetro* definida como la longitud máxima del camino mínimo entre todos los nodos del grafo, donde el camino mínimo se calcula usando distancias euclídeas en lugar de saltos. El *diámetro salto-distancia* es un ejemplo de métrica compuesta, donde el camino mínimo se calcula considerando saltos y se mide usando distancia euclídea.
- *Camino característico.* El camino característico de un grafo indica la distancia que hay entre los nodos de un grafo. Para un vértice  $v$  definamos si longitud



característica como:

$$L(v) = \frac{\sum_{i=1}^n d(v, i)}{n}, \quad (3.1)$$

donde  $d(v, i)$  indica la longitud de camino mas corto que conecta  $v$  e  $i$ . Usando  $L(v)$  podemos definir la longitud de camino característico de un grafo como

$$L = \frac{\sum_{i=1}^n L(i)}{n}. \quad (3.2)$$

Cabe señalar que el diámetro del grafo está estrechamente relacionado con  $L$  (siendo, de hecho,  $D$  una cota superior de  $L$ ) [14]. Por lo anterior, en esta tesis se considerará solamente  $L$  dado que este parámetro aporta una información más específica de la distancia entre los nodos de un grafo. En la tabla 3.1 se pueden ver los valores de  $L$  para algunos grafos.

- *Coefficiente de agrupamiento.* De forma intuitiva el coeficiente de agrupamiento es el número medio de vecinos de cada nodo que son vecinos entre sí. El coeficiente de agrupamiento informa en que medida los nodos se agrupan en clusters o grupos altamente conectados entre sí. Mas exactamente, para un vértice  $v$  definimos su coeficiente de agrupamiento como:

$$G_v = \frac{|\Gamma(v)|}{\frac{1}{2}k_v(k_v - 1)}, \quad (3.3)$$

donde  $|\Gamma(v)|$  es el número de ramas en el vecindario de  $v$ . El coeficiente de agrupamiento de un grafo  $G$  se puede definir ahora como

$$C = \frac{\sum_{i=1}^n C_i}{n}. \quad (3.4)$$

En la tabla 3.1 se pueden ver los valores de  $C$  para algunos grafos. En la figura 3.1 se puede ver el comportamiento de  $C$  cuando un anillo regular es transformado en aleatorio. En la figura 3.1 se puede ver el comportamiento de  $L$  cuando un anillo regular es transformado en aleatorio. Obsérvese el diferente comportamiento del coeficiente de agrupamiento y el del camino característico.

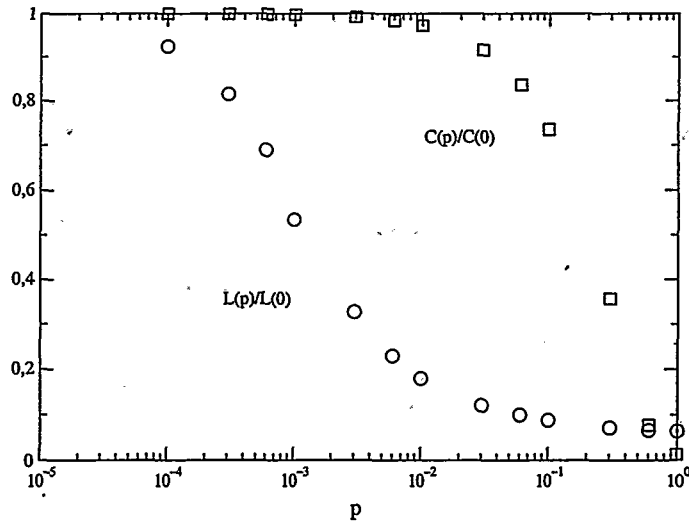


Figura 3.1: Valores de  $C$  y  $L$  cuando un anillo regular es transformado en un grafo aleatorio,  $n = 1000$ ,  $k = 10$ . Las curvas son el promedio de 100 experimentos.

- Longitud característica euclídea de camino La longitud característica euclídea de camino es una distancia compuesta, donde los caminos mínimos se calculan usando saltos pero el valor de la métrica se computa mediante la distancia euclídea de cada rama. Dada una inmersión  $\Phi$  es posible definir la longitud euclídea de camino  $H_{\Phi}(v)$  para un vértice  $v$  como

$$H_{\Phi}(v) = \frac{\sum_{i=1}^n H_{\Phi}(v, i)}{n}, \quad (3.5)$$

donde  $H_{\Phi}(v, i)$  es la suma de las distancias euclídeas de las ramas que pertenecen al camino más corto entre el vértice  $v$  y el vértice  $i$  dada la inmersión  $\Phi$ . La longitud característica euclídea de camino para un grafo dado  $G$  y una inmersión euclídea  $\Phi$  se puede definir como

$$H_{\Phi}(G) = \frac{\sum_{i=1}^n H_{\Phi}(i)}{n}. \quad (3.6)$$

De la misma forma que en el camino característico, la longitud de diámetro salto-distancia es una cota superior de  $H$ .

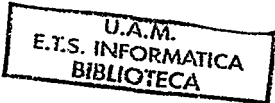
Red	Tamaño	$\langle k \rangle$	L	$L_{aleat}$	C	$C_{aleat}$	Ref.
WWW	153.127	35,21	3,1	3,35	0,1078	0,00023	[39]
Internet	3015-6209	3,5-4,1	3,7-3,76	6,4-6,2	0,2-0,3	0,001	[41, 44]
Coaut. Mat.	70.975	3,9	9,5	8,2	0,59	0,000054	[57]
Red electr.	4.941	2,67	18,7	12,4	0,08	0,005	[13]
C. Elegans	282	14	2,65	2,25	0,28	0,05	[13]

Cuadro 3.1: Comparación de los valores de  $C, L$  entre algunas redes reales y redes aleatorias del mismo tamaño

- *Número de componentes biconexas.* El número de componentes biconexas  $B$  de un grafo es una medida de la “conectividad” o “redundancia de ramas” de un grafo. Más formalmente, una componente biconexa es un conjunto de ramas tal que cualquier par de ramas en el conjunto pertenece a un único ciclo. Una componente biconexa, por tanto, no puede ser desconectada eliminando una única rama. Además cada par de nodos que pertenecen a una misma componente biconexa están conectados por al menos dos caminos distintos. De forma intuitiva, una componente biconexa es un subgrafo conectado por el resto del grafo por puntos de articulación. Ver [86] para mas información sobre componentes biconexas.

3.2. Métricas Dinámicas

Cón el fin de relacionar la evaluación mediante parámetros estáticos de un modelo red con el uso específico que se pueda hacer de una red, se consideran una serie de métricas cuya definición no depende de la propia topología de la red sino de los protocolos o dinámicas que se ejecutan sobre estas topologías. Por ejemplo, en el caso de Internet se podría considerar la métrica dinámica del tiempo de transporte medio considerada como el tiempo medio que tarda un paquete de información en atravesar la red desde su origen a su destino siguiendo un determinado proto-



colo de enrutado (Ver apéndice A para más información sobre el funcionamiento de Internet). Se puede observar que la definición de esta medida es independiente de la topología sobre la cual se ejecuta la dinámica del transporte de paquetes de información sobre una red. Debe notarse aquí que aunque la definición de la métrica dinámica no dependa de la topología sus valores en general sí que dependerán.

En el caso de redes de comunicaciones, la mayoría de las métricas dinámicas forman parte del estándar Quality of Service (QoS). En [56] se puede ver una descripción del estándar QoS para algunos tipos de redes como Internet o redes de tipo ATM (Asynchronous Transfer Mode). Entre los parámetros mas importantes del QoS podemos citar:

- *Retardo de transferencia de paquetes CTD*: Es el tiempo promedio del tránsito de paquetes desde el origen hasta su destino.
- *Razón de paquetes erróneos CER*: Es la fracción de los paquetes que llegan con uno o mas bits erróneos.

Existen otros parámetros del QoS (Para una relación completa de los parámetros del estándar QoS ver el apéndice B), sin embargo estos son los mas estudiados en la bibliografía existente [9] [37] [13]. El primer parámetro guarda una estrecha relación en su comportamiento con la métrica topológica del camino característico. Se puede observar que en general caminos característicos mas cortos generan tiempos de transmisión menores en algoritmos basados en distancias mínimas. La tasa de error viene relacionada esencialmente con la longitud euclídea de camino, observándose [37] que la tasa de error en algoritmos de caminos mínimos está relacionada con el camino euclídeo característico.

En la siguiente parte de la tesis se estudiará el comportamiento de algunas dinámicas simples sobre distintas topologías que van desde la regular a la aleatoria pasando por la topología de mundo pequeño.

---

## Capítulo 4

# Topologías para algunas dinámicas de colaboración entre agentes

### 4.1. Colaboración en sistemas multi-agente

A continuación se van a estudiar algunas dinámicas simples que pueden aparecer sobre redes de agentes conectadas bajo diferentes topologías. Por ejemplo en [13] se analiza por medio de simulaciones el flujo de elementos en una red de agentes, es decir, los agentes interaccionan y transmiten ciertas unidades de un elemento dado (energía en una planta industrial, datos en una red local, etc). En el diseño de una red se suelen considerar algunos aspectos de interés como son: coste de diseño, coste de construcción, eficiencia de transmisión, fiabilidad de la transmisión.

El comportamiento cooperativo de grandes conjuntos de elementos dinámicos ha sido objeto de numerosas investigaciones [58, 66, 59, 67, 68]. En todas estas investigaciones la conectividad entre los elementos de la red era de tipo bien local, bien global (todos con todos), o una conectividad aleatoria y dispersa. Sin embargo pocos trabajos han investigado la influencia que la conectividad tiene sobre las posibles dinámicas en una red [52]. La cooperación entre agentes autónomos ha sido estudiada principalmente por la comunidad dedicada a Inteligencia Artificial Distribuida (p. ej. [72]). En los últimos años ha habido un resurgimiento de este tipo de temas

en la comunidad científica [11, 69, 70, 64, 71, 74, 75].

Por ejemplo, Chavez, et al. [73] han desarrollado un sistema multi-agente para alocación de recursos distribuidos (uno de los problemas clásicos de la Inteligencia Artificial Distribuida). Wolpert et al. [65] han presentado un sistemas de agentes que realizan aprendizaje mediante técnicas de aprendizaje por refuerzo cuyo objetivo es optimizar una función global de utilidad (el control de enrutado de tráfico en Internet). El objetivo general es minimizar el retraso encontrado en todo el tráfico sobre la red. EL resultado que se presenta en este trabajo es relativo a un número muy reducido de agentes (10 enrutadores). En esta tesis, nos centraremos en redes con un número superior a 1000 agentes.

El caso de la cooperación en sistemas multi-agente con un número grande de agentes no a sido completamente estudiado [64]. Sin embargo, si se desea dar soluciones a problemas del mundo real, los sistemas multiagente deberían escalar adecuadamente a un mayor número de agentes. Esta escala debería incluir a cientos o miles de agentes involucrados en la ejecución de tareas distribuidas.

En los capítulos siguientes se van a presentar diferentes topologías para la colaboración entre agentes de una red que dan lugar a diferentes propiedades funcionales. Para construir la red descompondremos el problema en dos partes, primero estudiaremos la topología de la red y la dinámica sobre cada agente y a continuación estudiaremos algunas dinámicas sobre diferentes configuraciones de la red.

## 4.2. Dinámicas sobre agentes

Cada agente en una red gestiona información (o cualquier otro tipo de objeto) y es capaz de transmitir toda o parte de la información a sus agentes vecinos en la red. En general podemos definir un agente por sus percepciones, acciones, creencias, objetivos y las correspondientes funciones entre estos elementos (Corbacho & Arbib, 1997). En esta tesis, la estructura interna del agente será considerada de la forma menor posible con el fin de hacer un mayor énfasis en el comportamiento colectivo. La

red está compuesta por un conjunto de agentes (nodos, routers, neuronas, etc) que se comunican mediante conexiones que pueden tener diferentes propiedades. La dinámica de cada agente se puede definir de una forma general mediante la siguiente expresión:

$$s_i(t+1) = f(s_i(t), g(w_{i,j}(t), s_j(t))) \quad (4.1)$$

donde  $s_i(t)$  representa el estado del agente  $i$  en tiempo  $t$  y  $w_{i,j}$  representa la matriz de conectividad de cada agente. La entrada proveniente de otros agentes se obtiene mediante  $g$ . La forma en que el estado actual del agente y la entrada desde otros agentes afecta al siguiente estado del agente se calcula mediante la función de transición  $f$ .  $f$ ,  $g$  y  $w$  pueden ser diferentes en diferentes conjuntos de agentes. Por ejemplo  $f$  puede tener una saturación con el fin de reflejar el hecho de que la capacidad del agente es limitada. En todas las dinámicas entre agentes se usará

$$g(w_{i,j}(t), s_j(t)) = \sum_{j=1, j \neq i}^N w_{i,j}(t) s_j(t) \quad (4.2)$$

$w$  representa la conectividad de la red, en el sentido de que para dos nodos  $i, j$  que estén conectados por una rama  $e_{i,j}$ , existirá la correspondiente representación en la matriz de conectividad.

### 4.3. Topología de la red

En cuanto a la conectividad, en esta parte de la tesis se han estudiado tres tipos de patrones, regular, aleatorio y mundo pequeño. En todos los casos se han incluido  $N = 1000$  agentes. Como grafo regular se ha considerado un anillo regular donde cada nodo se ha conectado con los  $k$  vecinos más próximos. Este tipo de grafo inicial es el usualmente empleado en la literatura sobre mundos pequeños dado que presenta un gran número de ventajas estructurales tales como:

- Es conexo,

#### 56CAPÍTULO 4. TOPOLOGÍAS PARA LA COLABORACIÓN ENTRE AGENTES

- no tiene nodos especiales y
- tiene una buena transición de “grande” a “pequeño”.

Con el fin de interpolar la red entre regular y aleatoria se ha seguido el procedimiento descrito por Watts y Strogatz [13]. Este procedimiento presenta la ventaja de que no añade nodos y/o ramas (agentes y/o conexiones) a la red y por tanto, mantiene el número medio de conexiones por agente.



## Capítulo 5

# Resultados: Dinámicas específicas

A continuación vamos a verificar el comportamiento de algunos ejemplos específicos de dinámicas sobre una red. Para ello se han diseñado varias simulaciones de sistemas donde el principal objetivo será la maximización del flujo a través de la red. A continuación se realizarán una serie de experimentos bajo diferentes condiciones (diferentes dinámicas y topologías) con el fin de explorar el espacio de configuraciones.

Para cada sistema definiremos una función global que deseamos maximizar. Se comprobará si las interacciones locales entre los agentes pueden maximizar esta función. En general las características que se desean maximizar serán la *eficiencia* mientras que se deseará minimizar el *coste de construcción de la red*.

A continuación se presentan algunos ejemplos que muestran el comportamiento global de una red bajo diferentes dinámicas.

### 5.1. Experimento 1

Una unidad de un producto reproducible (datos, creencias, información, etc...) se genera en un agente seleccionado al azar (fuente)  $s_{i=source}(t_0) = 1$  y es distribuido por

la red de agentes. Esta dinámica podría representar, por ejemplo, el comportamiento de un conjunto de enrutadores de Internet que usan un algoritmo de enrutado por inundación (usado en redes militares o como parte de otros algoritmos de enrutado). Cada agente puede interactuar con todos los agentes con los que está conectado. Cada conexión tiene asociada una fiabilidad de transmisión. La fiabilidad de la transmisión refleja el hecho de que conexiones más largas tienen una mayor tendencia a perder paquetes (mensajes perdidos en internet, LANs, etc). La fiabilidad de la red se implementa asignando menor probabilidad de transmitir el paquete a las ramas más largas y modificando  $w_{i,j}$  adecuadamente.

$$w_{i,j}(t) = \begin{cases} 1 & \text{si } p_{i,j} > \gamma \\ 0 & \text{en otro caso} \end{cases} \quad (5.1)$$

donde  $\gamma$  es una variable aleatoria en el intervalo  $[0, 1]$  con distribución uniforme. La función de transmisión en este caso tiene la expresión

$$f(s_i(t), in) = \begin{cases} 0 & \text{si } s_i(t) = 0 \text{ y } in = 0 \\ 1 & \text{en otro caso} \end{cases} \quad (5.2)$$

Inicialmente se calcula el coste de construcción para cada una de las diferentes topologías  $O(p)$ . El coste de construcción se calcula considerando que todos los enlaces de un grafo regular tienen el mismo coste y que los enlaces creados durante el proceso de transformación descrito en la sección anterior tienen un coste mayor (el doble que un enlace del grafo regular). A continuación se permite la interacción entre los nodos de la red y se mide la eficiencia de la transmisión como el tiempo que tarda en llegar a todos los nodos de la red el producto que estaba en el nodo fuente. También se calcula el tiempo que tarda el producto en llegar a un nodo seleccionado al azar. A continuación se construye la función que se desea minimizar teniendo en cuenta tanto la eficiencia de transmisión como el coste. Dicha función  $G$  tiene la expresión:

$$G(p) = \frac{1}{2} \left( \left( 1 - \frac{T(p)}{T_{max}} \right) + \left( 1 - \frac{O(p)}{O_{max}} \right) \right) \quad (5.3)$$

donde  $T_{max}$  corresponde al tiempo máximo que tarda una unidad de producto en llegar a todos los nodos considerado en todas las redes.  $O_{max}$  corresponde al coste máximo entre todas las redes. In fig. 5.1B se muestra  $G(p)$  cada cada una de las posibles topologías caracterizadas por su probabilidad  $p$ . Cabe señalar que el valor máximo para la función  $G(p)$  aparece en la región en la cual  $C(p)$  toma un valor alto y  $L(p)$  toma un valor bajo simultáneamente. Los triángulos corresponden al tiempo de llegada a un nodo particular y los cuadrados al caso en que el producto llega a todos los nodos de la red, en ambos casos se ha realizado la media sobre 100 experimentos.

## 5.2. Experimento 2

En este experimento se ha introducido un *retraso*  $d_{i,j}$  asociado a cada conexión. Conexiones más largas producen un retraso mayor en la transmisión. La dinámica de cada agente se describe mediante (1), (2), (4), y

$$w_{i,j}(t) = \begin{cases} 1 & \text{si } b_{i,j}(t) = d_{i,j} \text{ \& } p_{i,j} > \gamma \\ 0 & \text{en otro caso} \end{cases} \quad (5.4)$$

$$b_{i,j}(t+1) = \begin{cases} b_{i,j}(t) + 1 & \text{si } s_j > 0 \\ 0 & \text{si } b_{i,j}(t) = d_{i,j} \\ b_{i,j}(t) & \text{en otro caso} \end{cases} \quad (5.5)$$

con condición inicial  $b_{i,j}(t_0) = 0$ . Fig. 5.2A muestra la gráfica de  $G(p)$  para cada una de las diferentes redes caracterizadas por su probabilidad  $p$ . De nuevo, el valor

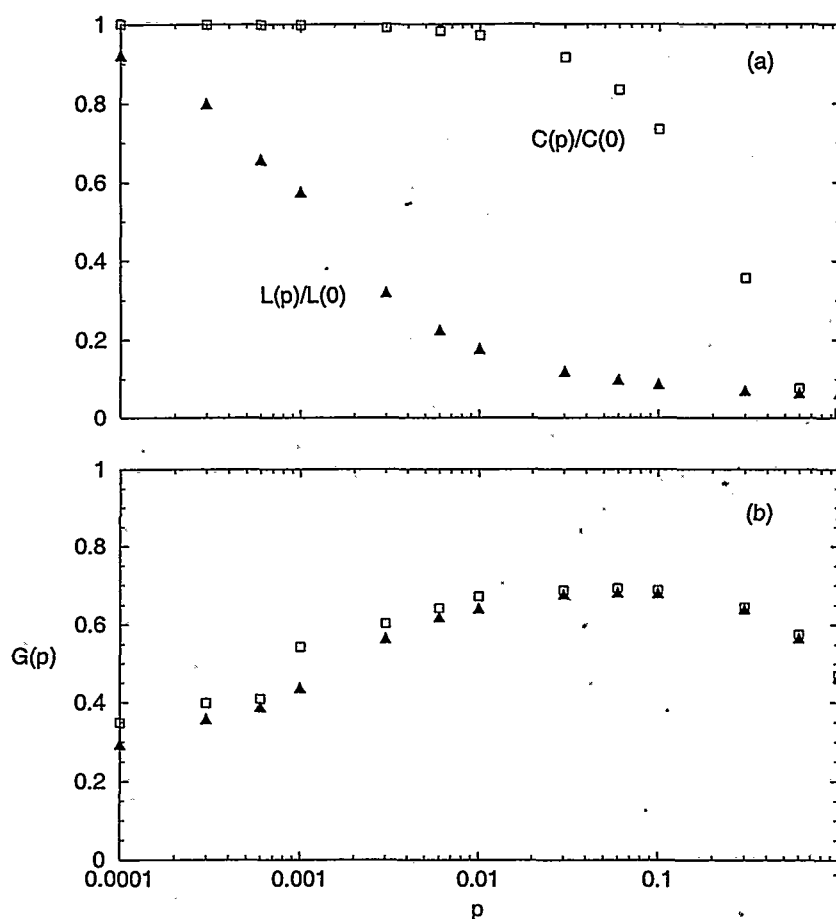


Figura 5.1: A. Valores de  $L$  y  $C$  como función de la aleatoriedad del grafo. B. Experimento 1, Función global  $G(p)$  para todo el rango de redes. Los triángulos corresponden a un nodo destino seleccionado al azar y los cuadrados al caso en que todos los nodos de la red han recibido el producto. Las curvas son el promedio de 100 experimentos.

máximo se encuentra en la región con  $C(p)$  alto y  $L(p)$  bajo ocurren simultáneamente. Los triángulos corresponden al caso de un único agente de destino.

### 5.3. Experimento 3

Un paquete de un producto no reproducible (energía, sustancia química, etc...) es enviado por cada agente a uno solo de sus vecinos, debido a la naturaleza no reproducible del producto. Para evitar cualquier sesgo *a priori* el vecino es seleccionado al azar. La dinámica del agente se describe mediante (1), (2), (4), y

$$w_{i,j}(t) = \begin{cases} 1 & \text{si } j = \alpha \text{ \& } p_{i,j} > \gamma \\ 0 & \text{en otro caso} \end{cases} \quad (5.6)$$

donde  $\alpha$  es una variable aleatoria discreta en el intervalo  $[1, k]$  con distribución uniforme. La función  $G(p)$  para cada una de las diferentes redes tiene una forma muy similar a la de la figura 5.2B. De nuevo, el valor máximo de  $G(p)$  se encuentra en la región con  $C(p)$  alto y  $L(p)$  bajo ocurren simultáneamente.

### 5.4. Experimento 4

A continuación vamos a eliminar una simplificación del experimento anterior, cada agente puede tener un cualquiera de unidades de producto dentro de una capacidad limitada, en cada instante de tiempo reparte la cantidad de producto que tiene entre sus vecinos. De una forma más específica, cada agente puede tener hasta  $S$  unidades, reflejando capacidades de saturación. Inicialmente ( $t = 0$ ) se introducen en la red  $L$  unidades de producto en diez (1 % de  $N$ ) agentes vecinos. La dinámica de cada agente se describe por (1), (2), y

$$w_{i,j}(t) = \begin{cases} 1/S & \text{si } s_j(t) = S \text{ \& } p_{i,j} > \gamma \\ 0 & \text{en otro caso} \end{cases} \quad (5.7)$$

$$f(s_i(t), in) = \begin{cases} s_i(t) + in & \text{si } s_i(t) + in < S \\ S & \text{otherwise} \end{cases} \quad (5.8)$$

donde  $S$  corresponde a la máxima capacidad que cada nodo  $i$  puede pasar a cualquier otro nodo vecino  $j$ .  $S$  también es el nivel de saturación que refleja la capacidad li-

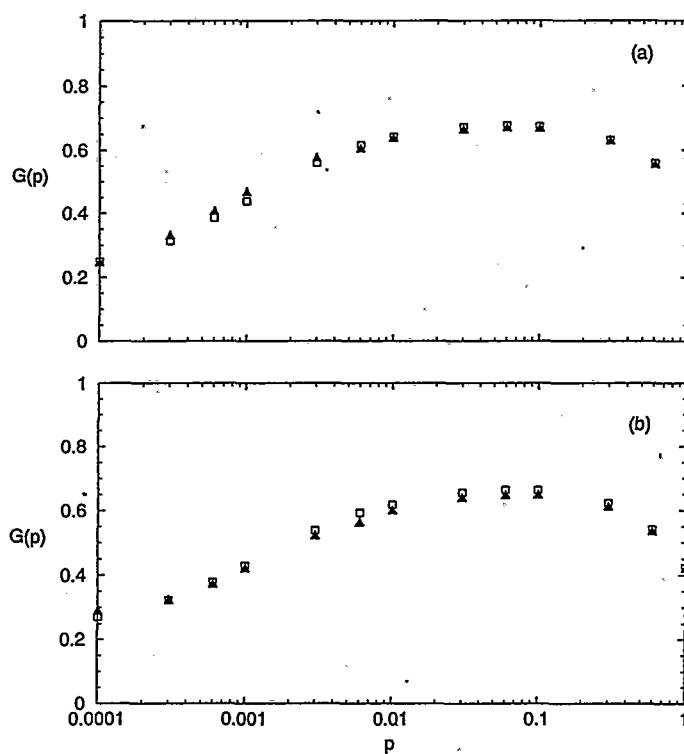


Figura 5.2: Función global  $G(p)$  para todo el rango de redes. Los triángulos corresponden a un nodo destino seleccionado al azar y los cuadrados al caso en que todos los nodos de la red han recibido el producto. A. Experimento 2. B. Experimento 5. Las curvas son el promedio de 100 experimentos.

mitada del agente. De nuevo la función  $G(p)$  tiene una forma muy similar a la de la figura 5.2B. Las similitudes entre las gráficas de  $G(p)$  para las distintas dinámicas apuntan a la robustez de los resultados obtenidos.

## 5.5. Experimento 5

En este experimento cada agente puede tener cualquier número de unidades de producto  $p_l$  con  $l = 1 \dots s$ . Para facilidad del análisis supondremos que cada

agente solamente puede mandar una unidad de producto en cada instante de tiempo. Cada agente mantiene una cola para el producto  $q_i$ , y manda la primera unidad de producto de su cola (eliminándola de la cola) a uno de sus vecinos (excepto para el agente destino que no envía producto). El agente que recibe la unidad de producto la inserta al final de su propia cola. De nuevo el vecino que recibe la unidad de producto es seleccionado al azar. En este experimento se considerará  $T(p)$  como el tiempo que tardan todas las unidades de producto en alcanzar un agente seleccionado al azar (promediado en 100 simulaciones), usando de nuevo (5) como función a maximizar. En este caso  $q_i(t)$  representará el estado de la cola del agente  $i$  en el instante de tiempo  $t$ , y los operadores  $R(q)$  y  $A(q, s)$  representan los operadores estándar sobre colas “extrae el primer elemento” y “añade el paquete  $s$  al final de la cola”,  $N(q)$  representara la operación nula sobre la cola. De acuerdo a estas definiciones la dinámica se puede describir por

$$q_i(t+1) = \begin{cases} A(q_i(t), R(q_j(t))) & \text{si } w_{i,j} = 1 \text{ \& } j \neq \textit{target} \\ N(q_i(t)) & \text{en otro caso} \end{cases} \quad (5.9)$$

donde  $w_{i,j}$  se define como en (8). La figura 5.2B muestra el valor de  $G(p)$  para las diferentes topologías generadas al variar la probabilidad  $p$ . A pesar de ser un sistema dinámico bastante diferente,  $G(p)$  presenta una forma muy similar a la obtenida para las otras dinámicas estudiadas. De nuevo el valor máximo de  $G(p)$  se obtiene una la zona de mundo pequeño.

## 5.6. Discusión

En esta primera parte de la tesis se ha presentado una red de elementos simple. Muchos problemas distribuidos (por ejemplo, el del transporte de información en Internet) se resuelven mediante interacciones entre elementos que se comportan de una forma relativamente simple. En esta parte hemos realizado una primera aproximación al problema de encontrar una topología que permita el intercambio eficiente de información (energía, etc). La mayoría de los trabajos existentes sobre

este problema se centran en el estudio del comportamiento de la red en topologías absolutamente regulares o absolutamente aleatorias dejando de lado, en la mayoría de los casos, el coste de construcción de la red.

En esta parte se ha realizado un estudio del estado del arte en la construcción estática y dinámica de redes y se han presentado una serie de simulaciones multi-agente que pueden ser aplicadas a algunos ejemplos de la vida real de forma más adecuada que otras aproximaciones, las cuales no tienen en cuenta aspectos como el coste de la red, pérdidas de información, disipación de energía, etc. Nuestro trabajo incluye un parámetro importante, el coste. La introducción del coste en el análisis de las diferentes topologías permite un estudio realista de la topología más adecuada para cada sistema en particular.

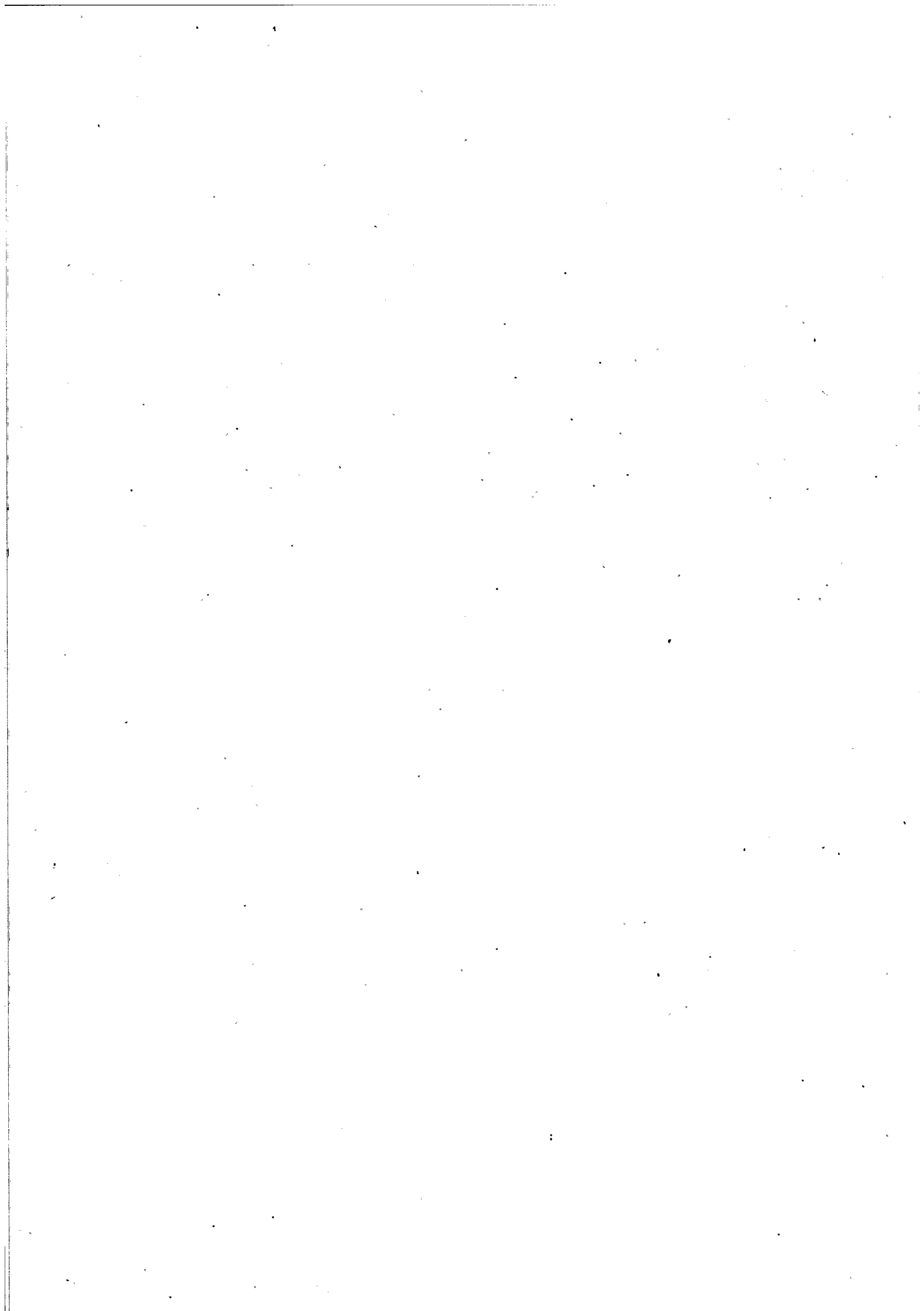
Un ejemplo de la vida real que toma cada vez mayor importancia es el de los enrutadores de Internet. Estos resultados pueden aplicarse para maximizar el flujo de información minimizando el coste de la red [75]. En el caso de enrutadores los factores a considerar podrían ser el tiempo de transmisión de la información y la pérdida de información. En [65] se propone una aproximación a este problema mediante técnicas de aprendizaje por refuerzo. Creemos que esta aproximación se debe complementar con una adecuada selección de la topología de la red. El tema de encontrar topologías óptimas para conjuntos de enrutadores de Internet bajo los principales protocolos utilizados por estos enrutadores es el objetivo de la segunda parte de esta tesis.



---

**Parte II**

**Topologías Jerárquicas,  
rendimiento sobre protocolos de  
Internet**



---

## Capítulo 6

# Topologías de tipo tránsito-terminal para la modelización de conectividades jerárquicas

Como sustrato inicial para la generación de SW normalmente se propone el uso de un anillo o de una malla. La razón de usar este tipo de sustratos es que son conexos, presentan una buena transición de regulares a aleatorios y no hay nodos especiales en ellos. El sustrato empleado en [13] presenta una única componente biconexa, independientemente del número de nodos en el grafo, además no presenta una estructura jerárquica. En muchas redes multi-agente, hay nodos especiales que conectan redes principales con subredes. Además, en [14], los grafos generados están organizados siguiendo una clara estructura jerárquica y presentan un alto número de componentes biconexas. Formalmente una componente biconexa es un conjunto maximal de ramas tal que cualquier par de ramas pertenece a un único ciclo simple, intuitivamente una componente biconexa es una subred conectada a resto de la red por un conjunto de salidas. El número de componentes biconexas presentes en grafos de tipo tránsito-terminal crece con el número de nodos en el grafo. Esto implica

que son necesarios modelos realistas de redes con el fin de obtener el verdadero comportamiento de la mayor parte de los algoritmos y protocolos sobre estas redes jerárquicas. Estos métodos y modelos también deben escalarse adecuadamente a redes de mayor tamaño dado que las redes de comunicaciones están aumentando en tamaño e importancia. El objetivo de esta segunda parte de la tesis es construir grafos regulares que semejen la topología de redes jerárquicas pero que además puedan ser transformados de regulares a aleatorios en forma similar a los anillos. También es objeto de esta parte de la tesis el estudio de algunos protocolos de enrutado sobre este nuevo tipo de grafos regulares.

En esta parte de la tesis se presenta un teorema de existencia así como un método para construir grafos regulares con un alto número de componentes biconexas. En estos grafos el número de componentes biconexas es función del número de nodos en el grafo y del número de vecinos de cada nodo. Se obtiene una expresión analítica para el número de componentes biconexas, la longitud del camino característico y el índice de agrupamiento. A continuación se estudia la dinámica del envío de paquetes de información usando estas redes. En particular, se analiza por medio de simulaciones por ordenador el comportamiento dinámico de la difusión, multi-difusión y transporte punto a punto de información sobre el conjunto de grafos que varía desde redes de tipo tránsito-terminal regulares a redes aleatorias. La difusión de la información de estado de cada agente se utiliza, por ejemplo, en la mayoría de protocolos de estado de enlace tales como los protocolos de enrutado OSPF o IS-IS [91]. La multidifusión de paquetes se emplea en muchos de los sistemas distribuidos, tales como bases de datos distribuidas. En nuestras simulaciones se emplea un algoritmo de enrutado por multi-difusión basado en arboles abarcadores mínimos. El transporte de paquetes es la base de cualquier tipo de transmisión punto a punto. En este caso usamos un algoritmo de enrutado basado en camino mínimo. Además, para redes "Multi-salto", se exploran dos tipos de algoritmos de enrutado conocidos como, distancia mínima sin búfer y enrutado por desvío con búfer (también conocido como enrutado por "patata-caliente" [84].

La estructura de esta parte de la tesis es la siguiente. Primero se muestra la existencia de grafos regulares con múltiples componentes biconexas y se presenta un algoritmo que construye este tipo de grafos. Además se obtiene una expresión analítica para el camino característico y el coeficiente de agrupamiento. En segundo lugar, se estudian diversos parámetros estáticos para este tipo de grafos y se investigan las métricas topológicas cuando el grafo es transformado de un grafo regular a uno aleatorio. A continuación se comparan estas métricas con las obtenidas cuando se usa como sustrato inicial un anillo regular. Finalmente, se analiza en comportamiento de la difusión, multi-difusión y transporte con el fin de determinar la topología óptima que alcanza el mínimo error de transmisión y el mínimo retraso en el transporte de paquetes de información.

## 6.1. Mundos Pequeños Biconexos

En la literatura sobre Mundos Pequeños existente, el anillo regular es usado con frecuencia como sustrato inicial debido a las siguientes ventajas:

- el anillo es conexo,
- tiene una buena transición de “grande” a “pequeño”,
- no tiene nodos especiales (como los grafos de tipo árbol o estrella)

Como se indica en [81] El sustrato de tipo anillo tiene varias características que lo convierten en un modelo poco adecuado para algunos tipos específicos de redes tales como las redes multi-agente jerárquicas o Internet. Estas redes tienen nodos especiales, los que conectan redes secundarias con redes de principales, y presentan un número de componentes biconexas mayor de uno. El número de componentes biconexas de cualquier grafo obtenido a partir de aplicar el método de Watts-Strogatz a un anillo regular es muy cercano a 1.

En esta sección se va a desarrollar un método constructivo para generar grafos regulares y finitos con múltiples componentes biconexas que llamaremos grafos regulares tránsito-terminal. Este tipo de grafos será utilizado como sustrato inicial para nuestro modelo de "Mundo-Pequeño" de redes jerárquicas. No está claro, a priori, que tales redes existan y, si existen, se necesita demostrar que se pueden construir mediante algún algoritmo dados valores de  $n$  y  $k$ . Para un grafo dado  $G$ , usamos  $n$ ,  $|G|$ , como el número de nodos en el grafo,  $k_i$  como el número de vecinos que tiene el nodo  $i$ , definimos  $k$  como  $\sum_{i=1}^n k_i/n$ , i. e., el número medio de vecinos de cada nodo. Cabe recordar aquí que estos grafos deben ser conexos y tener una buena transición de "grande" a "pequeño" de forma similar a la que tienen los anillos regulares.

A continuación estableceremos un teorema que muestra la existencia de grafos regulares finitos con varias componentes biconexas. El teorema es constructivo, i. e., prueba la existencia de dichos grafos construyéndolos. El algoritmo consiste en construir un anillo central y conectarle a cada nodo de dicho anillo una red terminal casi regular. El algoritmo produce un grafo  $k$  regular con  $n$  nodos y un número de componentes biconexas mayor de uno. Se muestra, además, que para un valor de  $k$  fijo el número de componentes biconexas crece linealmente con el valor de  $n$ . El pseudocódigo del algoritmo se puede encontrar en el apéndice A de esta tesis. Establezcamos el siguiente teorema.

### Teorema

Dado  $k$  impar y  $(k + 3)$  divisor de  $n$ , existe un grafo regular con  $n$  nodos,  $k$  vecinos por nodo y  $2n/(k + 3) + 1$  componentes biconexas.

### Demostración

La prueba es constructiva. Primero se construye un anillo regular central con  $n/k + 3$  nodos, y  $k - 1$  vecinos por nodo. A continuación se construye un subgrafo para ca-

da nodo del anillo regular central con  $k + 2$  nodos donde cada nodo se conecta a  $k$  vecinos, excepto uno de ellos que se conecta exclusivamente a  $k - 1$  vecinos (lo cual es posible dado que  $k$  es impar, y por lo tanto  $k + 2$  es también impar). Este último nodo se conecta con el nodo correspondiente en el anillo regular central. A este nodo especial que se encuentra en cada subgrafo lo llamaremos nodo terminal.

Por conveniencia, llamaremos al grafo terminal a cada subgrafo junto al nodo con el que está conectado en el anillo regular central de tal forma que cada nodo del anillo central pertenece a un único grafo terminal. El algoritmo anterior genera un grafo regular con  $n$  nodos y  $k$  vecinos por nodo. El número de componentes biconexas se puede calcular observando que el anillo central es una componente biconexa. Cada grafo terminal genera una componente biconexa dado que está conectado al anillo central mediante un único nodo. Cada una de las ramas que conecta el anillo central con los grafos terminales forman otra componente biconexa. Por lo tanto en el grafo existen  $2n/(k + 3) + 1$  componentes biconexas.

Se puede establecer un teorema similar si  $k$  es par:

### Teorema

Dado  $k$  impar y  $(k + 3)$  divisor de  $n$ , existe un grafo regular con  $n$  nodos,  $k$  vecinos por nodo y  $n/(k + 3) + 1$  componentes biconexas.

### Demostración

La prueba es de nuevo constructiva. Primero se construye un anillo regular central con  $n/k + 3$  nodos, y  $k - 2$  vecinos por nodo. A continuación se construye un subgrafo para cada nodo del anillo regular central con  $k + 2$  nodos donde cada nodo se conecta a  $k$  vecinos, excepto dos de ellos que se conectan exclusivamente a  $k - 1$  vecinos (lo cual es posible dado que  $k$  es par, y por lo tanto  $k + 2$  es también par).

Estos últimos nodos se conectan con el nodo correspondiente en el anillo regular central.

En la Figura 6.1 se muestra el aspecto de estos grafos tanto para  $k$  para como impar

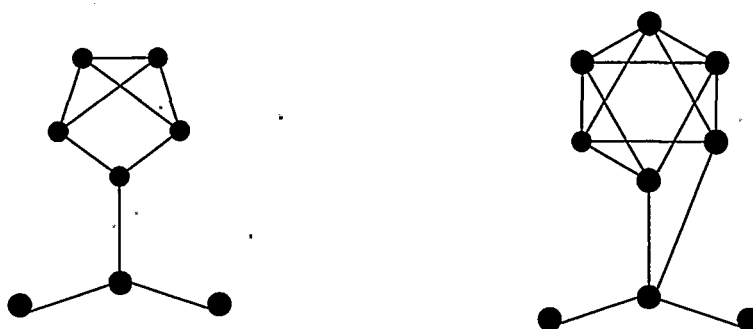


Figura 6.1: Grafos terminales para  $k = 3$  izquierda, y  $k = 4$  derecha. Por nuestra definición los dos nodos en los extremos de la base no pertenecen al grafo terminal, pero se dibujan aquí por claridad.

## 6.2. Longitud de camino y Coeficiente de agrupamiento

En esta sección se obtienen expresiones analíticas para el coeficiente de agrupamiento y la longitud de camino característica para grafos tránsito-terminal regulares.

### 6.2.1. Coeficiente de agrupamiento

Con el fin de obtener una expresión analítica para el coeficiente de agrupamiento en grafos tránsito-terminal regulares de grado impar, observemos primero que hay cuatro tipos de nodo en cada grafo terminal. Los nodos están distribuidos de la siguiente forma (ver fig. 6.2):



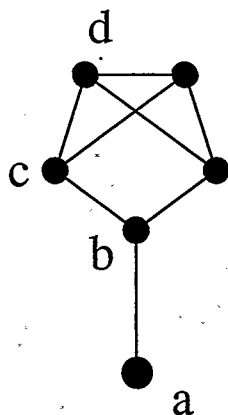


Figura 6.2: Distribución de los nodos en un grafo terminal para  $k = 3$

- a 1 nodo en el anillo central (nodo de tipo  $a$  en la figura Fig. 6.2).
- b 1 nodo terminal en cada grafo terminal (nodo de tipo  $b$  en la Fig. 6.2).
- c  $k - 1$  nodos en cada grafo terminal conectados con el nodo terminal (nodo de tipo  $c$  en la Fig. 6.2).
- d 2 nodos en cada grafo terminal no conectados con el nodo terminal (nodo de tipo  $d$  en la Fig. 6.2).

Contando los nodos por tipo se obtiene

$$\begin{aligned} C_a &= \frac{3k-3}{4k}, & C_b &= \frac{k-3}{k}, \\ C_c &= \frac{(k-3)(k+1)+2}{(k)(k-1)}, & C_d &= \frac{k-1}{k}. \end{aligned} \quad (6.1)$$

Promediando sobre todos los vértices en el grafo terminal se deduce

$$C = \frac{1}{k+3} (C_a + C_b + C_c + C_d) = \frac{1}{k+3}.$$

$$\left( \frac{3k-3}{4k} + \frac{k-3}{k} + (k-1) \frac{(k-3)(k+1)+2}{(k)(k-1)} + 2 \frac{k-1}{k} \right), \quad (6.2)$$

la expresión anterior se puede simplificar, obteniendo la siguiente expresión

$$C = 1 - \frac{1}{4} \left( \frac{5k+33}{k^2+3k} \right). \quad (6.3)$$

Es de reseñar que los grafos tránsito-terminal solamente difieren de los grafos con mayor agrupamiento en un factor  $O(\frac{1}{k})$ . Además, cuando  $n \rightarrow \infty$ ,  $k$  se puede hacer arbitrariamente grande sin violar la condición de dispersidad ( $n \gg k$ ). Este resultado es claramente diferente al obtenido en anillos, donde  $C = \frac{3(k-2)}{4(k-1)}$ . En este caso se tiene que  $C \rightarrow 3/4$  as  $k \rightarrow \infty$ , y por lo tanto  $C$  nunca alcanza el valor óptimo para el coeficiente de agrupamiento.

### 6.2.2. Longitud de camino característico

La longitud de camino característico de un grafo indica como están los nodos de lejos entre ellos. Dado un vértice  $v$  definamos su camino característico como:

$$L(v) = \frac{\sum_{i=1}^n d(v, i)}{n}, \quad (6.4)$$

donde  $d(v, i)$  indica la longitud del camino más corto que conecta  $v$  e  $i$ . Mediante el uso de  $L(v)$  podemos definir el camino característico de un grafo como

$$L = \frac{\sum_{i=1}^n L(i)}{n}. \quad (6.5)$$

Con el fin de estimar la longitud del camino característico para un grafo de tipo tránsito-terminal calculamos la distancia media entre nodos del mismo grafo terminal  $d_l$ , la distancia media entre nodos en diferentes grafos terminales  $d_g$ , y dos escalas de longitud  $L_l$  como la longitud de camino característico para nodos en el mismo grafo terminal y  $L_g$  como la longitud de camino característico entre grafos terminales. Este método de estimación de la longitud característica es similar al empleado en [45].

En cada grafo terminal se tienen  $\frac{(k+3)(k+2)}{2}$  conexiones posibles organizadas de la siguiente manera:

- 2 de ellas a distancia 3 (las correspondientes a conexiones entre nodos del tipo  $a$  y del tipo  $d$ ),
- $k + 1$  pares de nodos a distancia 2 (pares del tipo  $a, c$  y  $d, b$ ),

- y, finalmente,  $\frac{k(k+3)}{2}$  pares de nodos a distancia 1.

Por tanto:

$$d_l = L_l = \frac{2}{(k+2)(k+3)} \left[ 2 \cdot 3 + 2(k+1) + \frac{k(k+3)}{2} \right] = 1 + \frac{2(k+5)}{(k+2)(k+3)}. \quad (6.6)$$

Se puede ver que  $d_l \rightarrow 1$  cuando  $k \gg 1$ . Si consideramos cada grafo terminal como un super-vértice del anillo central, la distancia media entre nodos de diferentes grafos terminales  $d_g$  está determinada por  $L_g$  y  $L_l$ . En [45] se demuestra que en un anillo regular con  $n$  nodos y  $k$  vecinos verifica

$$L = \frac{n(n+k-2)}{2k(n-1)} \quad (6.7)$$

En los grafos de tipo tránsito-terminal en anillo central que conecta los grafos terminales es un anillo regular con  $n_r = \frac{n}{k+3}$  y  $k_r = k-1$  donde  $n_r$  y  $k_r$  representan los valores de  $n$  y  $k$  para el anillo central. Por lo tanto, se tiene

$$L_g = \frac{\frac{n}{k+3}(\frac{n}{k+3} + (k-1) - 2)}{2(k-1)(\frac{n}{k+3} - 1)} = \frac{n(\frac{n}{k+3} + k - 3)}{2(k-1)(n - k - 3)}. \quad (6.8)$$

Un camino de un nodo  $v$  en un grafo terminal a un nodo  $u$  en otro grafo terminal consta de tres componentes: las ramas que están en el grafo terminal que contiene a  $v$ , las ramas del anillo central y las ramas que están en el grafo terminal en el que está  $u$ . Sumando estos términos se obtiene

$$d_g = 2L_l + L_g = 2 + \frac{4(k+5)}{(k+2)(k+3)} + \frac{\frac{n}{k+3}(\frac{n}{k+3} + (k-1) - 2)}{2(k-1)(\frac{n}{k+3} - 1)} \quad (6.9)$$

que, para  $n \gg k \gg 1$ , se tiene  $d_g \approx \frac{1}{2k}(\frac{n}{k+3} + k)$ .

Hay  $N_l = \frac{n(k+2)}{2}$  pares de nodos que están en el mismo grafo terminal y  $N_g = \frac{n(n-k-3)}{2}$  pares de nodos que están en distintos grafos terminal. Promediando se

obtiene

$$L = \frac{2}{n(n+1)}(N_l \cdot d_l + N_g \cdot d_g) \approx \frac{k+2}{n+1} + \frac{(n-k-3)(\frac{n}{k+3} + k)}{2k(n+1)} \approx \frac{1}{2k}(\frac{n}{k+3} + k) \quad (6.10)$$

donde se supone que  $n \gg k \gg 1$ , *i.e.*, dispersidad. Es de reseñar que estas redes de tipo tránsito-terminal tienen un camino característico más corto que el camino característico de los ámbros regulares, a diferencia del índice de agrupamiento.

En un grafo aleatorio con  $k$  fijo se puede demostrar que  $L$  se escala como  $\log(n)$  y  $C$  tiende a 0 cuando  $n$  tiende a infinito [47] (en la tabla 6.1 se pueden ver las expresiones de  $L$  y  $C$  para anillos regulares, grafos de tipo tránsito terminal regulares y grafos aleatorios). Esto significa que los grafos de tipo tránsito-terminal tienen un régimen de escalado distinto que los grafos aleatorios. Lo anterior nos hace suponer que en algún punto, cuando el grafo es transformado desde uno de estos modelos regulares a un grafo aleatorio debe existir un cambio de fase tanto en el valor de  $L$  como de  $C$ . Si este cambio de fase se produce para diferentes valores de  $p$  para  $L$  y para  $C$ , podremos decir que existe un modelo de mundo pequeño para estos tipos de grafos. Además, si el cambio de fase en  $L$  se produce para valores pequeños de  $p$ , los grafos de mundo pequeño generados a partir de grafos tránsito-terminal regulares tendrán también un alto número de componentes biconexas dado que cada rama reconectada reducirá como máximo en uno el número de componentes biconexas del grafo. Esto significa que es necesario reconectar un mínimo de  $2n/(k+3) + 1$  ramas para  $k$  impar y  $n/(k+3) + 1$  ramas para  $k$  par con el fin de reducir en número de componentes biconexas del grafo a 1.

Modelo	L	C
ANILLO	$\frac{n(n+k-2)}{2k(n-1)}$	$\frac{3}{4} \frac{(k-2)}{(k-1)}$
TRÁNSITO-TERMINAL	$\frac{1}{2k} \left( \frac{n}{k+3} + k \right)$	$1 - \frac{1}{4} \left( \frac{5k+33}{k^2+3k} \right)$
ALEATORIO	$\ln(n)$	0

Cuadro 6.1: Expresiones de L y C para anillos regulares, grafos tránsito-terminal regulares y grafos aleatorios.



## Capítulo 7

# Comportamiento de las métricas estáticas en grafos de tipo tránsito-terminal

### 7.1. Métricas estáticas

Con el fin de estudiar el comportamiento de las métricas estáticas para los grafos presentados en el capítulo anterior, se seguirá una versión modificada del procedimiento descrito en [13]. El método aquí propuesto consiste en reconectar iterativamente con probabilidad  $p$  cada rama del grafo. Una vez que una rama es evaluada (se reconecte o no), no se vuelve a considerar para reconexión. En la literatura se han propuesto otros procedimientos para construir grafos de Mundo Pequeño [85, 54, 53]. Sin embargo estos métodos incrementan el número de ramas y/o nodos del grafo o solamente se pueden aplicar a sustratos de tipo anillo. El método empleado en este trabajo mantiene constante el número de ramas y de nodos y puede ser aplicado a cualquier tipo de sustrato.

En la figura 7.1 se muestra el proceso de transformación de un grafo de tipo tránsito-terminal regular en un grafo regular. Para  $p = 0$  no se realiza ningún cambio sobre el sustrato regular y por tanto el grafo no es modificado. Según se incrementa

en valor de  $p$  aparecen atajos en el grafo. En el límite de  $p = 1$  se obtiene la formación de un grafo aleatorio.

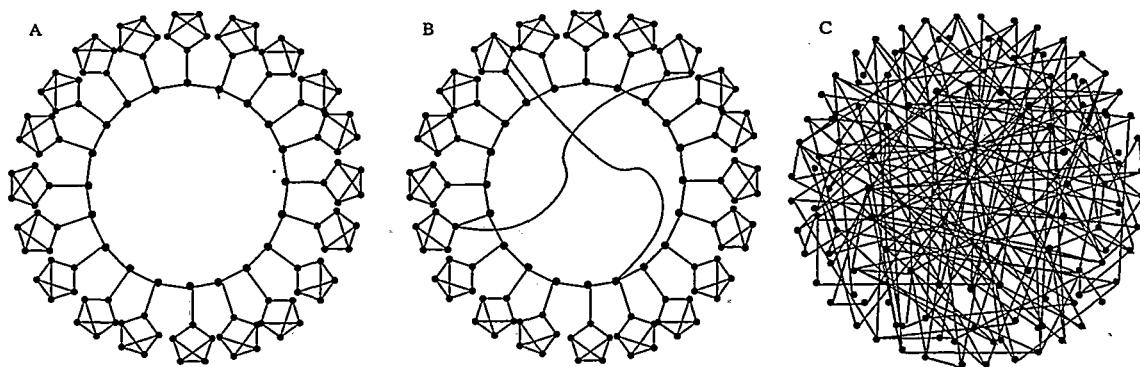


Figura 7.1: Grafos de tipo tránsito-terminal para  $n = 120$  y  $k = 3$ . (A) Grafo regular tránsito-terminal Regular para  $p = 0$ . (B) Grafo tránsito terminal de tipo Small-World para  $p = 0,02$ . (C) Grafo aleatorio para  $p = 1$ .

## 7.2. Camino característico e Índice de Agrupamiento

Las métricas empleadas para clasificar los grafos son la longitud de camino característico  $L$ , el índice de agrupamiento  $C$ , el número de componentes biconexas [86] y la longitud euclídea media  $D$ . Estos parámetros son los más empleados en la literatura existente. En la figura 7.2 se muestra el comportamiento de  $L$  y de  $C$  en un anillo regular y en un grafo de tipo tránsito-terminal regular tanto para valores pares e impares de  $k$  cuando ambos sustratos son transformados de regulares a aleatorios. Es de señalar que todos los sustratos presentan un zona de tipo Small-World claramente visible (es decir, valor pequeño de  $L$  y alto de  $C$ ). Sin embargo el descenso en el valor de  $L$  para modelos tránsito terminal es más suave que para anillos regulares debido a que el camino característico es más pequeño para sustratos de tipo tránsito-terminal que para anillos regulares. En el sustrato de tipo anillo regular el valor del camino característico es muy próximo al valor máximo de  $L$  para



cualquier grafo regular y por lo tanto genera un descenso muy rápido en el valor de  $L$ . Sin embargo, cuando se calcula el índice de agrupamiento no se encuentran diferencias significativas entre ambos tipos de sustratos.

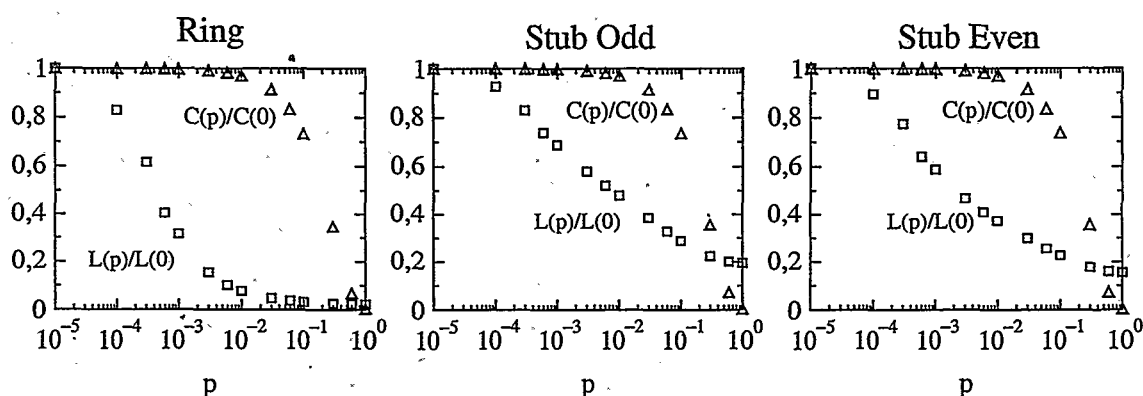


Figura 7.2:  $L$  (cuadrados) y  $C$  (triángulos) para anillos regulares con  $n = 2992$  y  $k = 8$ , grafos de tipo tránsito terminal ( $k$  impar) con  $n = 3000$  y  $k = 9$  y grafos de tipo tránsito terminal ( $k$  par) para  $n = 2992$  y  $k = 8$ .

### 7.3. Biconectividad

El número de componentes biconexas de un grafo es una medida de la “conectividad” o “redundancia de ramas” de un grafo. Más formalmente, una componente biconexa es un conjunto de ramas tal que cualquier par de ramas en el conjunto pertenece a un único ciclo. Una componente biconexa, por tanto, no puede ser desconectada eliminando una única rama. Además cada par de nodos que pertenecen a una misma componente biconexa están conectados por al menos dos caminos distintos. De forma intuitiva, una componente biconexa es un subgrafo conectado por el resto del grafo por puntos de articulación. (consultar [86] para más información sobre biconectividad). En la figura 7.3 se muestra el número de componentes biconexas de distintos grafos como función de  $p$ . Se puede observar que el número de componentes biconexas se reduce a un valor pequeño según  $p$  aumenta en el sustrato de tipo tránsito terminal. Sin embargo, este número permanece constante en el caso

de un anillo regular. En este punto, por tanto, se puede ver que la principal diferencia entre el anillo regular y el grafo de tipo tránsito terminal radica en el número de componentes biconexas. Es de remarcar el pequeño incremento en el número de componentes biconexas en la zona del grafo aleatorio.

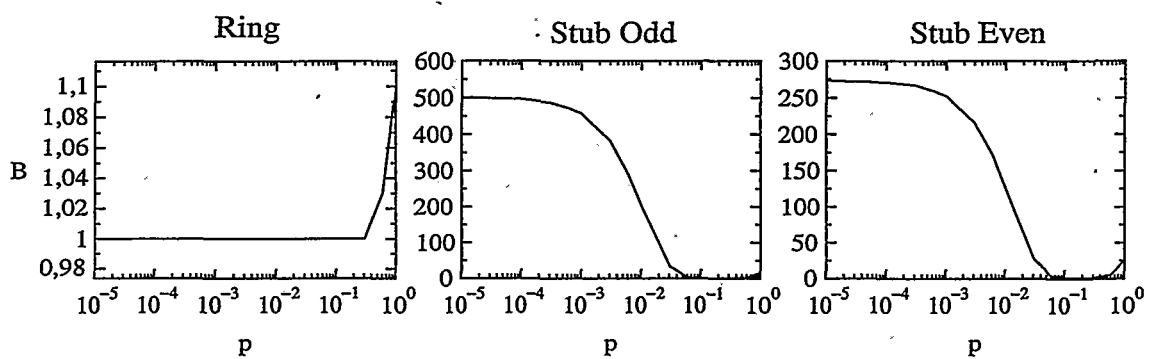


Figura 7.3: Número de componentes biconexas para anillos con  $n = 2992$  y  $k = 8$ , grafos de tipo tránsito-terminal ( $k$  impar) con  $n = 3000$  y  $k = 9$  y grafos de tipo tránsito-terminal ( $k$  par) para  $n = 2992$  y  $k = 8$  (se dibuja el promedio de 100 experimentos).

## 7.4. Longitud euclídea de camino

Dada una inmersión  $\Phi$  de un grafo  $G$  en un espacio euclídeo  $\mathcal{L}$  es posible asignar una longitud a cada rama del grafo. Esta longitud puede ser la distancia euclídea entre los dos vértices conectados por la rama. A medida que el grafo se convierte en más aleatorio, las ramas aumentan su longitud en el espacio euclídeo. En la Fig. 7.4 se dibuja la longitud euclídea media  $D$  de las ramas de un grafo para los tipos de sustratos considerados cuando son convertidos de regulares a aleatorios, *i. e.*

$$D_{\Phi} = \frac{\sum_{i=1}^{|E|} d_{\Phi}(i)}{|E|}, \quad (7.1)$$

donde  $d_{\Phi}(i)$  es la distancia euclídea de la rama  $i$ . Es de señalar un comportamiento similar en ambos grafos.

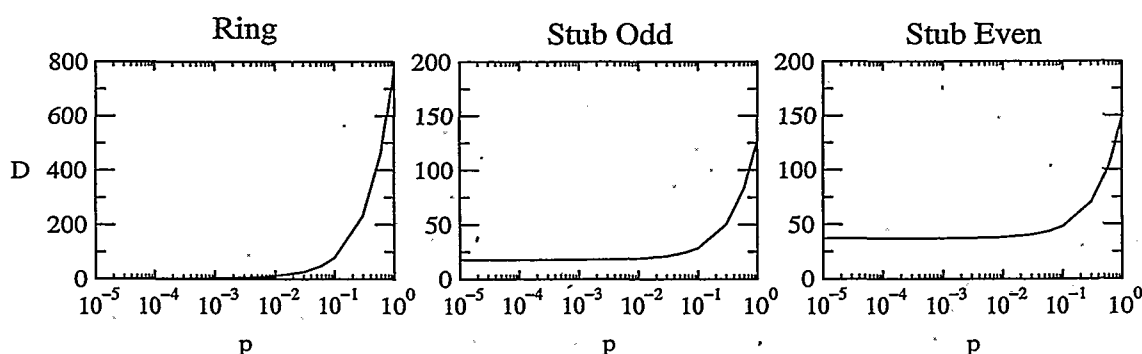


Figura 7.4: Longitud media de las ramas de un grafo para anillos con  $n = 2992$  y  $k = 8$ , grafos de tipo tránsito-terminal ( $k$  impar) con  $n = 3000$  y  $k = 9$  y grafos de tipo tránsito-terminal ( $k$  par) para  $n = 2992$  y  $k = 8$ . Los nodos del anillo regular se sitúan sobre una circunferencia de 600 unidades de radio. En el caso de los grafos de tipo tránsito-terminal, los nodos del grafo de tránsito se sitúan sobre una circunferencia de 574 unidades de radio, cada grafo terminal tiene una unidad de radio y está a 20 unidades de distancia del nodo con el que se conecta en el grafo de tránsito (se dibuja el promedio de 100 experimentos).

A diferencia de la longitud media de las ramas, se observa en la Fig. 7.5 el diferente comportamiento cualitativo en la longitud característica euclídea de camino para ambos tipos de sustratos. El anillo presenta una longitud característica euclídea con una “plataforma” en la zona de Mundo Pequeño. El valor máximo de la longitud característica euclídea se alcanza en la zona aleatoria, mientras que el valor mínimo se alcanza en la zona regular. Para grafos de tipo tránsito-terminal, el valor mínimo se alcanza cerca de la zona aleatoria ( $p \approx 1$  pero  $p < 1$ ), mientras que el valor máximo de la longitud característica euclídea se observa en la zona de de Mundo Pequeño.

La longitud característica euclídea es importante cuando se considera el coste de la red como por ejemplo en [82, 83], o cuando el error en la transmisión de paquetes de información depende de la distancia de la fuente al origen. Si cada rama tiene asociada una probabilidad que refleja la tendencia a introducir errores de

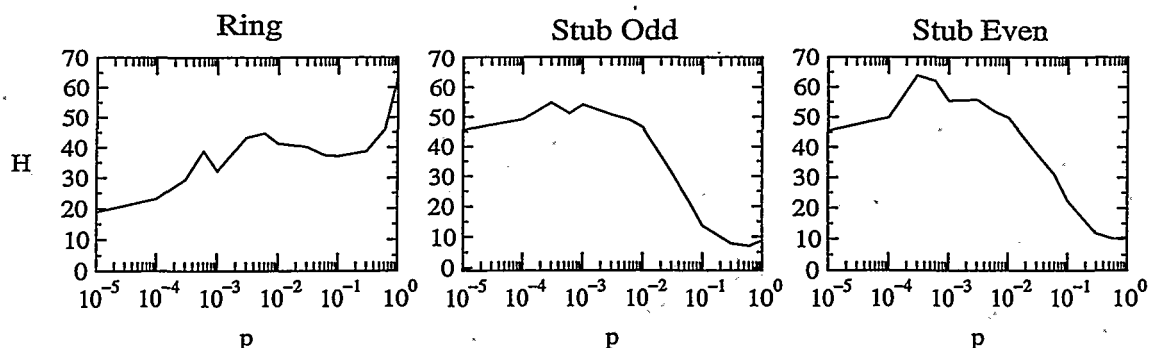


Figura 7.5: Longitud característica euclídea de camino normalizada para anillos con  $n = 2992$  y  $k = 8$ , grafos de tipo tránsito-terminal ( $k$  impar) con  $n = 3000$  y  $k = 9$  y grafos de tipo tránsito-terminal ( $k$  par) para  $n = 2992$  y  $k = 8$ . Los nodos del anillo regular se sitúan sobre una circunferencia de 600 unidades de radio. En el caso de los grafos de tipo tránsito-terminal, los nodos del grafo de tránsito se sitúan sobre una circunferencia de 574 unidades de radio, cada grafo terminal tiene una unidad de radio y está a 20 unidades de distancia del nodo con el que se conecta en el grafo de tránsito (se dibuja el promedio de 100 experimentos).

transmisión. En nuestro modelo de red, la probabilidad de que una rama introduzca un error en un paquete de información será linealmente proporcional a su longitud. Esto está justificado por el hecho de que si  $p$  es la probabilidad de error por unidad de longitud, la probabilidad  $p_m$  de error en una rama de longitud  $m$  unidades de longitud viene dada por:

$$p_m = 1 - (1 - p)^m \approx mp \text{ si } p \ll 1 \quad (7.2)$$

De la definición de  $H$  es claro observar que el número medio de paquetes corruptos debido a errores de transmisión debe ser proporcional a la valor de  $H$  cuando el protocolo de transporte de paquetes envía los paquetes de información usando el camino más corto entre ambos nodos.

## Capítulo 8

# Comportamiento de Métricas estáticas y dinámicas para algunos protocolos de comunicación en Internet

Dos son las métricas empleadas con mayor frecuencia con el fin de medir las propiedades dinámicas de una red dada: la tasa de errores de la información que reciben los nodos y el tiempo de transferencia de información a través de la red. Ambas medidas afectan el estándar de Calidad de Servicio (QoS) de una red dada. Ambas medidas están directamente relacionadas con los parámetros Tasa Sostenida de Paquetes (SCR) y Ratio de Error en Paquetes (CER) del estándar QoS. En la mayoría de los casos SCR es un parámetro negociable entre el proveedor de los servicios de transporte y el cliente. El parámetro CER no suele ser negociable y está asociado al tipo de red.

El tiempo de transmisión de los paquetes es de crítica importancia en sistemas con garantía de tiempo tales como control industrial [88] o Servidores de Internet con misiones críticas [89]. La congestión de la red también es de gran importancia dado que influye en gran medida en el tiempo de transmisión y en el número de

paquetes perdidos durante el transporte. Se ha estudiado la predicción de tiempos de transporte en Internet usando redes neuronales y técnicas ergódicas. Como se señala en [13, 82], el tiempo de transmisión debe decrecer con la longitud de camino característico.

Definimos el tiempo de transferencia de una red como el tiempo medio que tarda un paquete en alcanzar su destino desde un nodo origen determinado medido en varios experimentos. Este tiempo se computa como el número de instantes de tiempo que cada experimento tarda en enviar un conjunto de paquetes a un número determinado de nodos de la red promediado entre el número de nodos y el número de paquetes, es decir,

$$T = \frac{t}{l(n-1)}, \quad (8.1)$$

donde  $t$  es el número de instantes de tiempo hasta que el sistema se para,  $l$  es el número de paquetes y  $n$  es el número de nodos en el conjunto objetivo. La tasa de error se incrementa con la longitud de las ramas y con la longitud de camino característico del grafo.

La otra métrica que calcularemos es la tasa media de error que definiremos como el número de paquetes que resultan corruptos durante su tránsito por la red. Se usará la distancia de Hamming entre los paquetes originales y los paquetes recibidos por cada nodo:

$$E = \frac{\sum_{i=2}^n \sum_{v=1}^l f(H(p_{0v}, p_{iv}))}{l(n-1)}, \quad (8.2)$$

donde  $p_{iv}$  es el paquete  $v$  recibido en el nodo  $i$ ,  $H$  es la distancia de Hamming usual y  $f(x)$  es la función salto

$$f(x) = \begin{cases} 0 & \text{si } x \leq 0 \\ 1 & \text{de otro modo} \end{cases} \quad (8.3)$$

Supondremos que el nodo 0 es el nodo fuente. La tasa de error debería depender esencialmente de la longitud de camino característico y del número de conexiones

lejanas presentes en el grafo. Es de señalar que estas dos métricas corresponden con los parámetros SCR y CER del estándar QoS.

Finalmente con el fin de obtener un balance entre los parámetros SCR y CER se propone de forma arbitraria el análisis de una media entre ambas medidas normalizadas:

$$P = \frac{1}{2} \left( \frac{T - T_{min}}{T_{max} - T_{min}} + \frac{E - E_{min}}{E_{max} - E_{min}} \right), \quad (8.4)$$

donde  $T_{min}$ ,  $T_{max}$  son los valores mínimo y máximo de  $T$  y  $E_{min}$ ,  $E_{max}$  son los valores mínimo y máximo de  $E$ .

## 8.1. Modelos de transmisión de paquetes

Las comparaciones que realizamos en los apartados anteriores basadas en diferentes medidas topológicas nos permiten diferenciar entre distintos tipos de grafos. Sin embargo estas medidas no significan mucho por sí mismas si no se establece alguna relación entre ellas y el rendimiento de una red. Por lo tanto, estudiaremos ahora como diferentes topologías afectan el rendimiento de problemas reales de comunicación a través de redes como son la difusión, multi-difusión y el transporte.

Con el fin de hacer el modelo más realista, se han introducido una serie de propiedades cualitativas presentes en las redes de comunicaciones. De hecho, cualquier tipo de información adicional sobre la red se puede añadir a la estructura topológica asociando esta información a las ramas y/o a los nodos. Por ejemplo, los nodos pueden tener un número asociado representando la capacidad de su búfer, es decir, el número de paquetes que puede almacenar en su cola (incluyendo quizá un símbolo de parada). La cola tiene un límite de saturación más allá del cual los nuevos paquetes de información que lleguen a la cola son rechazados. Una rama puede tener valores asociados de diferentes tipos, como por ejemplo, costes, tiempo de transmisión, así como ciertas limitaciones, como por ejemplo la capacidad de ancho de banda del enlace. En los experimentos la mayoría de los parámetros se han mantenido constantes para los diferentes problemas de comunicación (tamaño de las

colas, número de paquetes por fichero, tiempo de vida de cada paquete, etc) esto produce que alguno de los parámetros no tenga influencia en los valores obtenidos por los experimentos realizados para un problema en particular, sin embargo nos permite mantener la consistencia entre experimentos.

Para nuestras simulaciones supondremos que los sustratos están inmersos en el espacio euclídeo usual de dos dimensiones. Los nodos del anillo se situarán sobre una circunferencia de 600 unidades de radio. En el caso de grafos de tipo tránsito-terminal supondremos que los nodos de tránsito estarán sobre una circunferencia de 578 unidades de radio. Cada grafo terminal tiene una unidad de radio y está situado a 20 unidades de distancia de su correspondiente nodo en el grafo de tránsito. Estas medidas (aunque no la topología) corresponden a las medidas de la red de investigación Española RedIris [92]. Supondremos, por último, que la probabilidad de que una rama corrompa un paquete será de  $10^{-5}$  por unidad de longitud.

### 8.1.1. Difusión

Esta sección presenta un algoritmo simplificado de difusión por inundación selectiva descrito en [91] con el fin de entender las ventajas dinámicas de las diferentes topologías basadas en un tipo de sustrato. Difusión es el proceso de enviar un paquete o conjunto de paquetes a todos los posibles destinos de una red o subred. La difusión es un proceso muy costoso en términos del número de paquetes que se introducen en la red. Sin embargo, la difusión se emplea con frecuencia como un proceso independiente (redes militares, transmisión en directo de programas de radio y televisión, etc...) o como parte de algoritmos de enrutado más complejos (por ejemplo, OSPF [94]).

En nuestras simulaciones cada nodo mantiene una cola finita de paquetes. En los primeros  $l$  instantes de tiempo  $l$  paquetes de un fichero conteniendo información son enviados por inundación selectiva a todo el conjunto de nodos de la red. Cada paquete tiene un único número de identificación y un contador de tiempo de vida (*tll*) que se decrementa en uno por cada máquina por la que pasa el paquete. Cada



paquete también mantiene una lista de nodos visitados con el fin de trazar la ruta seguida por el paquete y con el fin de poder implementar el algoritmo de inundación selectiva. Cuando el contador *t**tl* llega a 0, el paquete se considera obsoleto y se elimina de la red. Además, el paquete puede resultar corrompido en cualquier bit, incluyendo el *t**tl*, la ruta o el número de identificación. Por conveniencia los paquetes serán de tamaño fijo.

En cada instante de tiempo, cada nodo realiza las siguientes acciones:

- Obtiene el primer paquete no-obsoleto de su cola de paquetes (un paquete es obsoleto si hay otro paquete en la cola con mayor *t**tl* o si su *t**tl* toma el valor 0) y lo envía por inundación selectiva.
- Si el nodo de destino está congestionado (i.e. su cola de paquetes esta llena) el paquete es eliminado de la red, reflejando así las propiedades de congestión de la red. En cada instante de tiempo todos los paquetes obsoletos son eliminados de las colas. Esto permite a las colas mantener sólo la versión más reciente del paquete.
- Por cada maquina cruzada, el paquete decrementa su *t**tl* y actualiza su registro de ruta. El paquete puede realizar un número máximo de saltos que corresponden con su *t**tl*, si se alcanza en número máximo de saltos (i.e *t**tl* = 0), el paquete es eliminado de la red.
- En cada salto el paquete tiene cierta probabilidad de corromperse según cruza ramas que tienen cierta probabilidad de alterar paquetes.

El sistema se detiene cuando todos los nodos tienen una copia completa del fichero o cuando no hay más paquetes que enviar en las colas de los nodos. Cuando el sistema se detiene se calculan en tiempo de transferencia *T* y el error medio *E*.

Nuestras simulaciones se han realizado para cada una de las diferentes topologías obtenidas a aplicar el método modificado de Watts-Strogatz en sustratos de tipo anillo y tránsito-terminal. Todas las medidas se han promediado sobre 100 experimentos

diferentes. En la Fig. 8.1 se muestra en tiempo de transmisión  $T$ , la tasa de error  $E$  y la media tiempo/error  $P$  para los tres sustratos. La columna izquierda muestra las métricas dinámicas para el anillo, las columnas central y derecha muestran las métricas dinámicas para grafos de tipo tránsito-terminal.

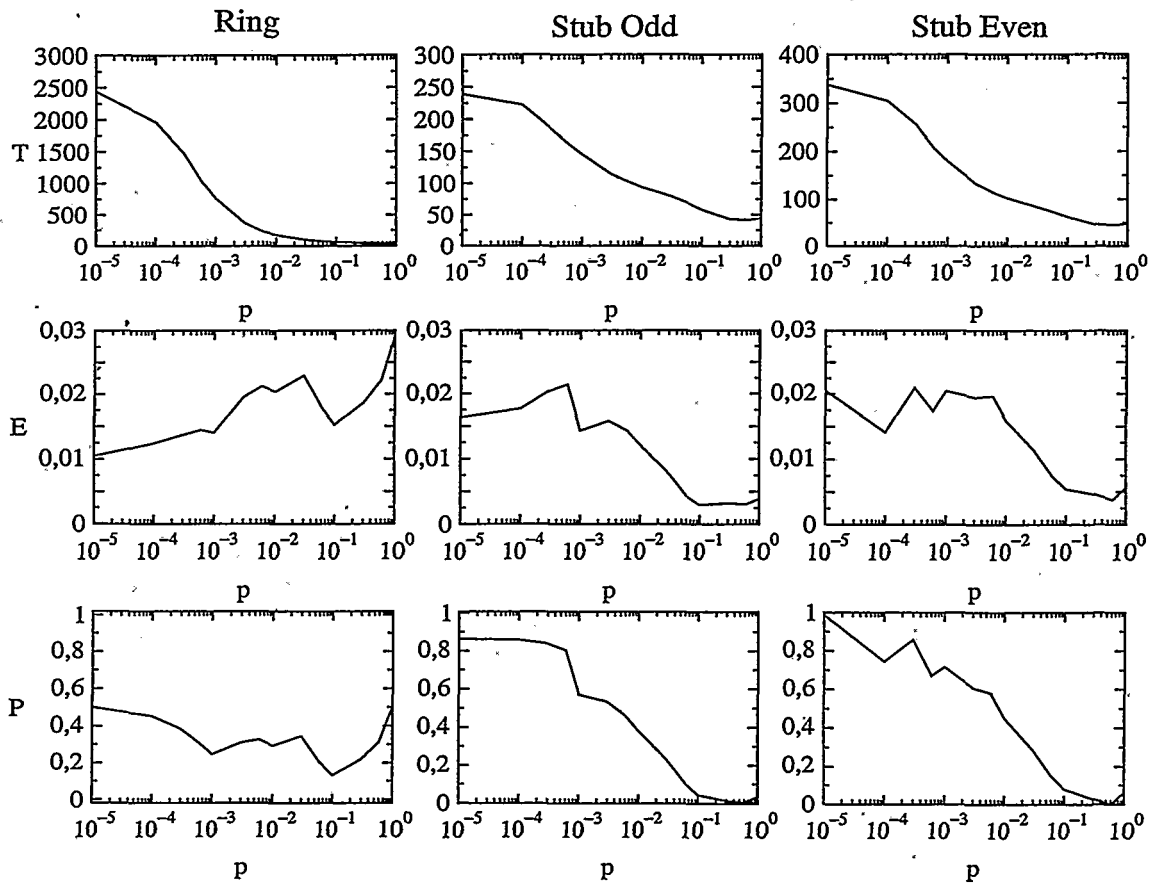


Figura 8.1: Valores de  $T$ ,  $E$  y  $P$  para difusión en anillos con  $n = 2992$  y  $k = 8$ , grafos de tipo tránsito-terminal ( $k$  impar) con  $n = 3000$  y  $k = 9$  y grafos de tipo tránsito-terminal ( $k$  para) con  $n = 2992$  y  $k = 8$ .  $l = 10$ ,  $cola = 100$ ,  $t_{tl} = 380$ . Los resultados son el promedio de 100 experimentos.

Se puede observar que, en ambos sustratos, el tiempo medio  $T$  decrece según  $p$  aumenta (i.e. cuando el grafo se hace más aleatorio). La disminución en el tiempo medio de transmisión es debida a los caminos más cortos que presentan los grafos aleatorios (ver Fig. 7.2). Sin embargo, la tasa de error se comporta de forma distinta

en anillos y grafos de tipo tránsito-terminal. En el caso de los anillos, el error se incrementa con el valor de  $p$  mientras que en el caso de grafos tránsito-terminal el error disminuye con el valor de  $p$ . En ambos sustratos la tasa de error esta relacionada con la longitud euclídea característica.

Si se utiliza una medida  $P$  promedio de los dos parámetros normalizados similar a la empleada en [82, 83], se puede encontrar que un punto óptimo entre tiempo de transporte y tasa de error sería el correspondiente a redes en la zona aleatoria para grafos de tipo tránsito-terminal, mientras que el valor óptimo para anillos es cuando el grafo se halla en la zona de mundo-pequeño. Es de señalar aquí que no es objetivo de este trabajo establecer una comparación entre anillos y redes de tipo tránsito-terminal sino, dado un sustrato y una inmersión, proveer un mecanismo que permita determinar el mejor rendimiento y estudiar con este mecanismo algunos sustratos.

### 8.1.2. Multi-difusión

En los últimos años, especialmente con la aparición de multimedia sobre Internet y bases de datos distribuidas, ha habido un incremento en el número de aplicaciones que necesitan establecer comunicaciones entre grupos de máquinas. Se han desarrollado algoritmos específicos para multi-difusión, e incluso redes específicas con su propia topología como, por ejemplo, MBONE, han sido diseñadas para servicios de multi-difusión.

Multi-difusión requiere la existencia de un mecanismo de gestión de grupos de nodos. Cada nodo de la red puede pertenecer a uno o varios grupos o bien servir como simple nodo de transporte. La creación y gestión de grupos es una tarea independiente del transporte de paquetes a través de la red y tiene sus propios algoritmos y protocolos. Por esta razón y como paso previo a la simulación, se crean en el sistema dos grupos de nodos compuesto por el 1% de los nodos presentes en la red cada grupo. Los nodos que conforman cada grupo se seleccionan al azar con probabilidad uniforme sobre todos los nodos de la red. Un nodo puede pertenecer a ninguno, uno o varios grupos. Los nodos que no pertenecen a ningún grupo funcionan como nodos

de transporte. Supondremos que los nodos de cada grupo no varían una vez que los grupos se han establecido. En nuestras simulaciones se ha implementado un algoritmo de multi-difusión basado en árboles abarcadores mínimos [91]. Un prerequisite antes de llevar a cabo las simulaciones es el cálculo de los árboles abarcadores que se originan en el nodo fuente.

Como en la sección anterior, cada nodo mantiene una cola de paquetes. En los primeros  $l$  instantes de tiempo,  $2l$  paquetes de dos ficheros diferentes son enviados por el nodo fuente. Cada fichero consta de  $l$  paquetes y está dirigido a uno de los dos grupos de la red. Cada paquete tiene un número de fichero, un número de identificación dentro del fichero y un contador de *tll*. Cada paquete mantiene también una lista de nodos visitados y cuando el contador *tll* alcanza el valor 0 el paquete se considera obsoleto. Como en el experimento anterior, el paquete puede resultar corrupto en cualquier bit, incluyendo *tll*, ruta, fichero o número de identificación. De nuevo se emplean paquetes de tamaño fijo.

En cada instante de tiempo cada nodo:

- Obtiene el primer paquete no obsoleto de su cola y comprueba el grupo al cual va dirigido el paquete.
- El nodo envía el paquete solamente a los nodos vecinos que pertenecen al grupo al cual está destinado el paquete o que están en el camino a nodos de ese grupo, evitando el nodo vecino que envió el paquete.
- Cuando el nodo de destino está congestionado, el paquete es eliminado de la red
- En cada instante de tiempo todos los paquetes obsoletos son eliminados de la red.
- En cada salto, el paquete decrementa su *tll* y modifica su registro de ruta.
- En cada salto el paquete tiene cierta probabilidad de corromperse según cruza ramas que tienen cierta probabilidad de alterar paquetes.

El sistema se detiene cuando todo el conjunto de nodos que espera recibir un fichero (es decir, el conjunto de nodos que pertenece a alguno de los dos grupos) obtiene una copia del fichero que le corresponde o cuando no hay más paquetes que enviar en las colas de los nodos. Cuando el sistema se para, se calcula el error medio y el tiempo de transferencia.

Al igual que en la sección anterior el método modificado de Watts-Strogatz ha sido aplicado a anillos y sustratos de tipo tránsito-terminal. Todas las medidas son el promedio de 100 experimentos.

Los resultados de Multi-difusión para  $T$ ,  $E$  y  $P$  se pueden ver en las figuras 8.2 y 8.3. Como muestra de la consistencia de los resultados se pueden observar los mismos resultados cualitativos cuando se incrementa el número de paquetes y el  $tll$ . Multi-difusión presenta su peor resultado tanto para tiempo de transferencia como para tasa de error en la zona regular ( $p = 0$ ). Los valores óptimos se obtienen en el área de SW para anillos y en la zona aleatoria para grafos de tipo tránsito-terminal. Estos resultados son consistentes con los resultados para difusión al estar ambos algoritmos basados esencialmente en caminos mínimos.

### 8.1.3. Transporte

En el transporte o transmisión punto a punto, cada paquete tiene que cruzar un número de máquinas intermedias (enrutadores) con el fin de ir de la fuente al destino. Para dicho camino es posible el uso de múltiples rutas o caminos de longitud diferente. En este marco, los algoritmos de enrutado juegan un papel importante en la transmisión eficiente de paquetes. En Internet, por ejemplo, cada enrutador obtiene información de enrutado (estado de los enlaces, topología, congestiones, etc) de otros enrutadores. La información de enrutado puede provenir de enrutadores de la misma subred o, para enrutadores que están en el borde de la subred, de enrutadores situados en la red vecina [94]. La información aportada por otros enrutadores permite mantener la mejor ruta posible en cada momento. En nuestro modelo, cada agente mantiene una tabla de ruta estática basada en mínima distancia a otros agentes en

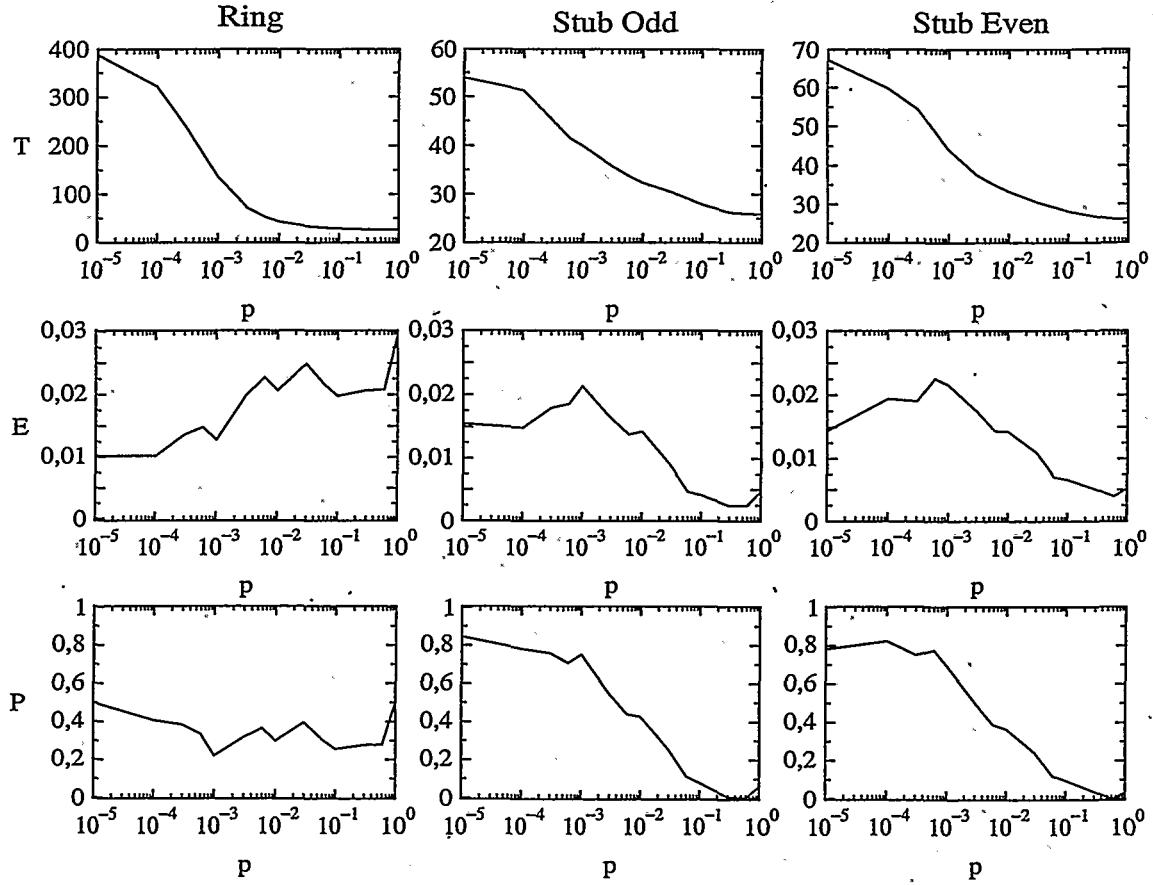


Figura 8.2: Valores de  $T$ ,  $E$  y  $P$  para multi-difusión con enrutado basado en árboles abarcadores mínimos en anillos con  $n = 2992$  y  $k = 8$ , grafos de tipo tránsito-terminal ( $k$  impar) con  $n = 3000$  y  $k = 9$  y grafos de tipo tránsito-terminal ( $k$  par) para  $n = 2992$  y  $k = 8$ .  $l = 10$ ,  $cola = 100$ ,  $tll = 380$ . Los resultados son el promedio de 100 experimentos.

la red. Es de reseñar que en la realidad el proceso de enrutado no suele seguir el camino mínimo [9]. Sin embargo, el enrutado por distancia mínima es usualmente considerado en simulaciones ya que es una cota inferior para cualquier algoritmo de enrutado.

En nuestro experimento de transmisión, cada nodo mantiene una cola de paquetes. En los  $l$  primeros instantes de tiempo, un nodo seleccionado al azar envía a dos nodos seleccionados al azar un fichero de  $l$  paquetes. Cada paquete tiene un número

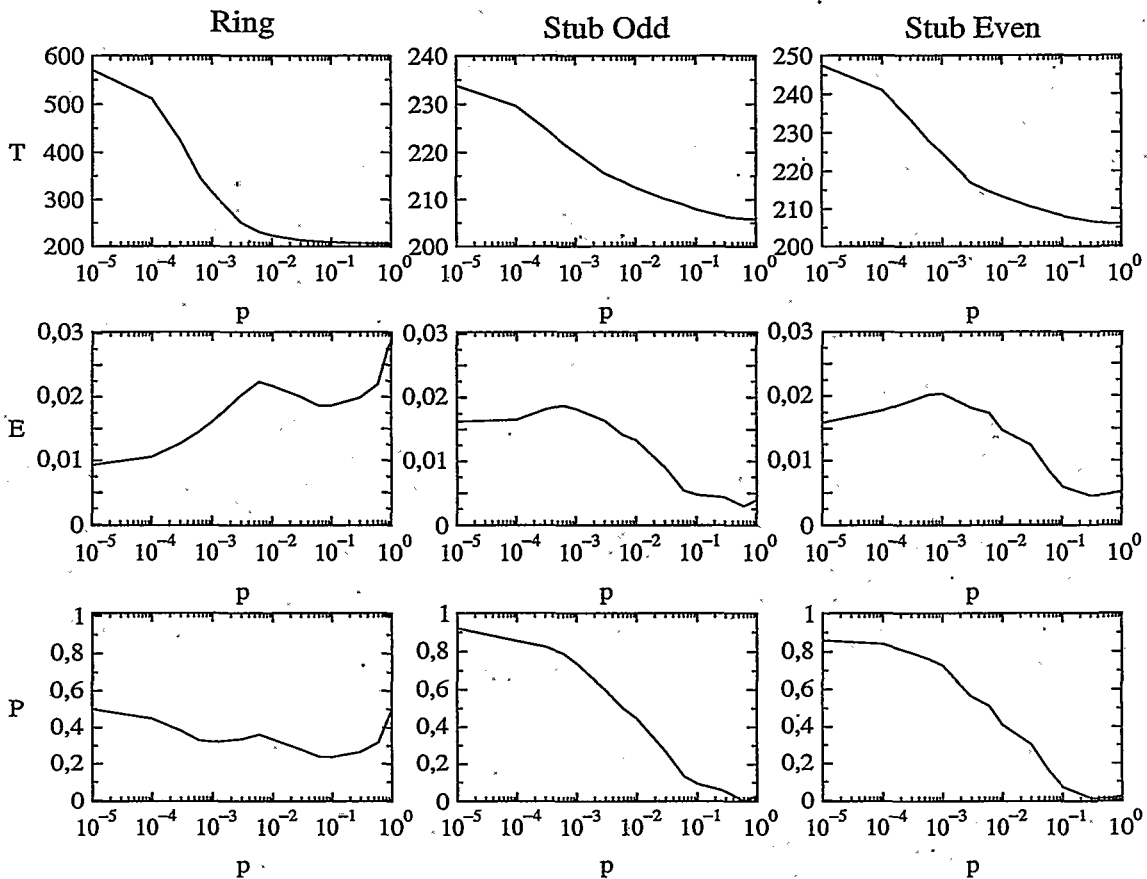


Figura 8.3: Valores de  $T$ ,  $E$  y  $P$  para multi-difusión con enrutado basado en árboles abarcadores mínimos en anillos con  $n = 2992$  y  $k = 8$ , grafos de tipo tránsito-terminal ( $k$  impar) con  $n = 3000$  y  $k = 9$  y grafos de tipo tránsito-terminal ( $k$  par) para  $n = 2992$  y  $k = 8$ .  $l = 100$ ,  $cola = 110$ ,  $tll = 750$ . Los resultados son el promedio de 100 experimentos.

de origen y un número de destino, un número de fichero, un número de identificación y un contador  $tll$ . Cada paquete mantiene también una lista de nodos visitados y cuando el contador  $tll$  alcanza el valor 0 el paquete se considera obsoleto. Como en el experimento anterior, el paquete puede resultar corrupto en cualquier bit, incluyendo destino, origen,  $tll$ , ruta, fichero o número de identificación. De nuevo se emplean paquetes de tamaño fijo.

En cada instante de tiempo cada nodo:

- Obtiene el primer paquete no obsoleto de su cola y comprueba el nodo al cual va dirigido el paquete.
- El nodo envía el paquete solamente al vecino que está más cercano al nodo de destino.
- En cada instante de tiempo todos los paquetes obsoletos son eliminados de la red.
- Cuando el nodo de destino está congestionado, el paquete es eliminado de la red.
- En cada salto, el paquete decrementa su *tll* y modifica su registro de ruta.
- En cada salto el paquete tiene cierta probabilidad de corromperse según cruza ramas que tienen cierta probabilidad de alterar paquetes.

Los resultados de transmisión para  $T$ ,  $E$  y  $P$  se pueden ver en las figuras 8.4 y 8.5. Ambos sustratos presentan un comportamiento cualitativo similar respecto al tiempo de transmisión. El tiempo de transmisión está claramente relacionado con el camino característico del sustrato. En el caso de la tasa de error, ambos sustratos presentan diferentes características. Mientras que la tasa de error se incrementa con  $p$  en el caso de anillos, en grafos de tipo tránsito-terminal la tasa de error tiene un mínimo en la zona de grafo aleatorio, alcanzando los peores valores en la zona regular ( $p = 0$ ). El punto óptimo para el promedio error/tiempo está en la zona de SW para anillos y en la zona de grafo aleatorio para grafos de tipo tránsito terminal.

#### 8.1.4. Redes multisalto

Las redes multisalto son redes con un número reducido de vecinos por nodo y han sido principalmente empleadas en clusters de ordenadores y redes de fibra óptica. Se han estudiado algunas topologías muy específicas para las redes multisalto, tales como la malla toroidal o diagonal [95] o la topología de tipo Calles de Manhattan [96].



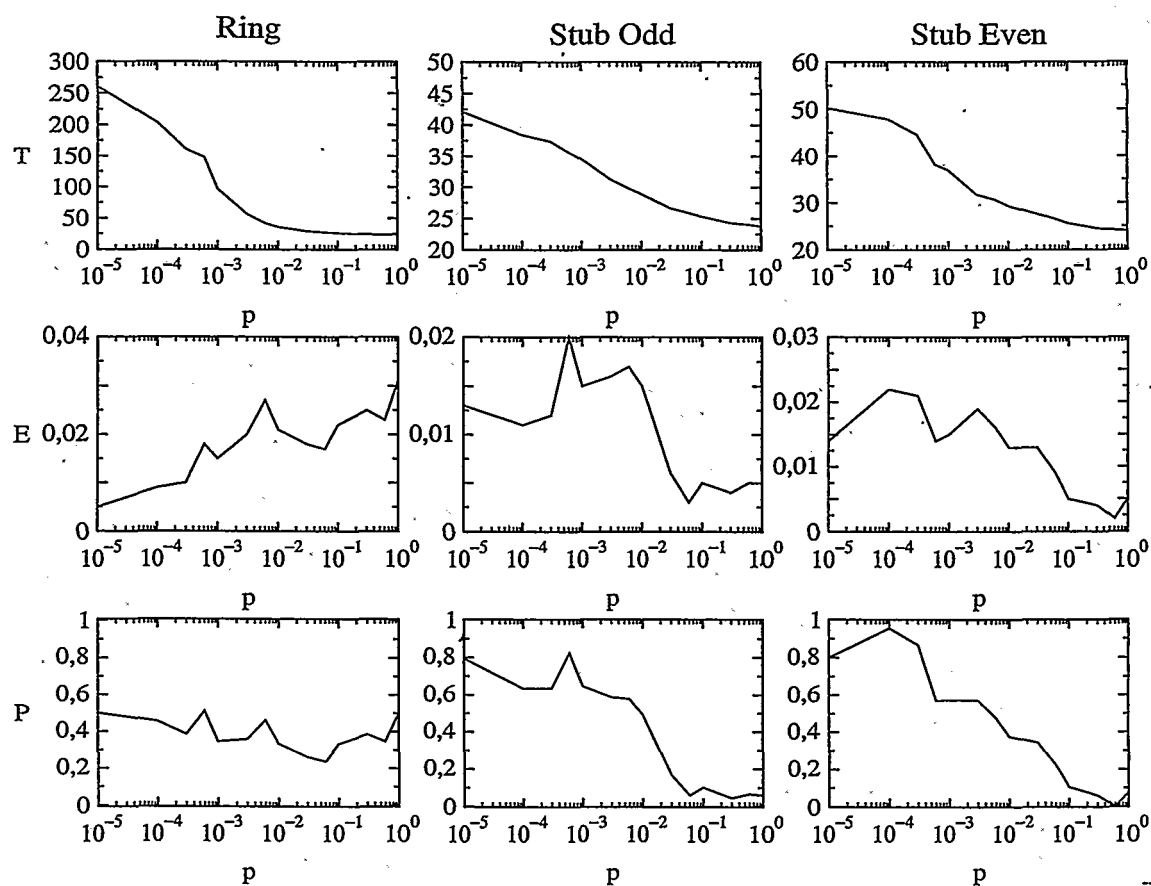


Figura 8.4: Valores de  $T$ ,  $E$  y  $P$  para transporte con enrutado basado distancia mínima en anillos con  $n = 2992$  y  $k = 8$ , grafos de tipo tránsito-terminal ( $k$  impar) con  $n = 3000$  y  $k = 9$  y grafos de tipo tránsito-terminal ( $k$  par) para  $n = 2992$  y  $k = 8$ .  $l = 10$ ,  $cola = 100$ ,  $tll = 380$ . Los resultados son el promedio de 100 experimentos.

El enrutado por desvío o “Patata Caliente” es una técnica de enrutado especialmente utilizada en las redes multisalto. El enrutado por desvío es un algoritmo de enrutado sin búfer. Los paquetes son seleccionados por un criterio como, por ejemplo, el tiempo que el paquete ha permanecido en la red o la distancia a su destino. Los paquetes con la prioridad más alta son enviados a través de los enlaces óptimos. Almacena y envía es otro algoritmo usado en redes multisalto. Almacena y envía es un algoritmo con búfer y todos los paquetes se envían a través del camino más corto.

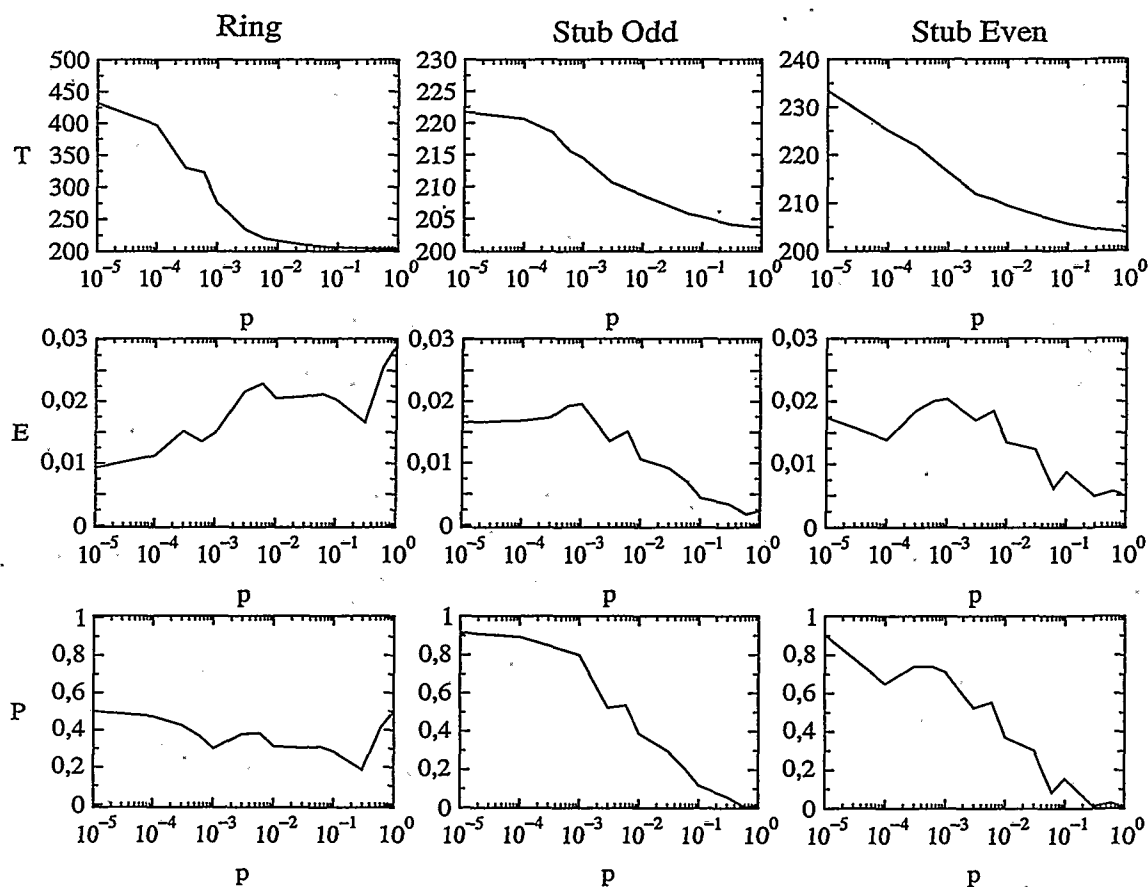


Figura 8.5: Valores de  $T$ ,  $E$  y  $P$  para transporte con enrutado basado distancia mínima en anillos con  $n = 2992$  y  $k = 8$ , grafos de tipo tránsito-terminal ( $k$  impar) con  $n = 3000$  y  $k = 9$  y grafos de tipo tránsito-terminal ( $k$  par) para  $n = 2992$  y  $k = 8$ .  $l = 100$ ,  $cola = 110$ ,  $tll = 750$ . Los resultados son el promedio de 100 experimentos.

En este experimento,  $l$  paquetes de un fichero son enviados desde un nodo fuente a un nodo de destino aleatorio. Cada paquete tiene un número de identificación, una dirección de destino y un contador  $tll$ . Como en las secciones anteriores, cada paquete mantiene una lista de nodos visitados y cuando el contador  $tll$  llega a 0 el paquete se considera obsoleto. También se ha implementado en este experimento la corrupción de paquetes.

Para enrutado por desvío la máxima prioridad se da a paquetes con bajo  $tll$ .

Este es el criterio óptimo según se muestra en [95, 97]. En cada instante de tiempo el algoritmo funciona de la siguiente manera:

- Cada nodo obtiene el primer paquete no obsoleto de su cola.
- Si el paquete tiene un valor alto de *tll*, entonces se envía por un vecino seleccionado al azar. Si el *tll* del paquete está por debajo de un cierto umbral (en nuestros experimentos se toma como umbral el diámetro del anillo de tamaño *n*), entonces se manda por aquel nodo que esté en el camino más corto al nodo de destino.

Los resultados de enrutado por desvío para *T*, *E* y *P* se muestran en las figuras 8.6 y 8.7. Como se esperaba, el anillo presenta el peor tiempo de transporte, sin embargo, no hay mayores diferencias con respecto a los grafos de tipo tránsito-terminal. Ésto es debido al hecho que el tiempo de tránsito esta determinado esencialmente por la parte de “camino aleatorio” en la ruta de cada paquete. Algunas diferencias aparecen en la tasa de error. En el caso de los anillos, el error decrece hasta un mínimo situado en la zona de SW para incrementarse posteriormente a un valor similar al obtenido en el grafo regular. Para redes de tipo tránsito-terminal, la tasa de error se mantiene constante en la zona de SW, incrementándose solamente cuando *p* esta próximo a 1. Es de señalar también que en ambos sustratos el valor óptimo para la relación tiempo/error se obtiene en la zona de SW. Enrutado por desvío no es un algoritmo de distancia mínima, por lo tanto no podemos esperar que la tasa de error siga el comportamiento del camino euclídeo característico. En este algoritmo la tasa de error esta principalmente determinada por la parte de “camino aleatorio” de cada ruta.

Analicemos ahora el algoritmo de tipo almacena y envía. El comportamiento de este algoritmo en cada instante de tiempo es:

- Cada nodo toma el primer paquete no obsoleto de su cola y lo envía al nodo siguiente que está en el camino más corto al nodo de destino del paquete.

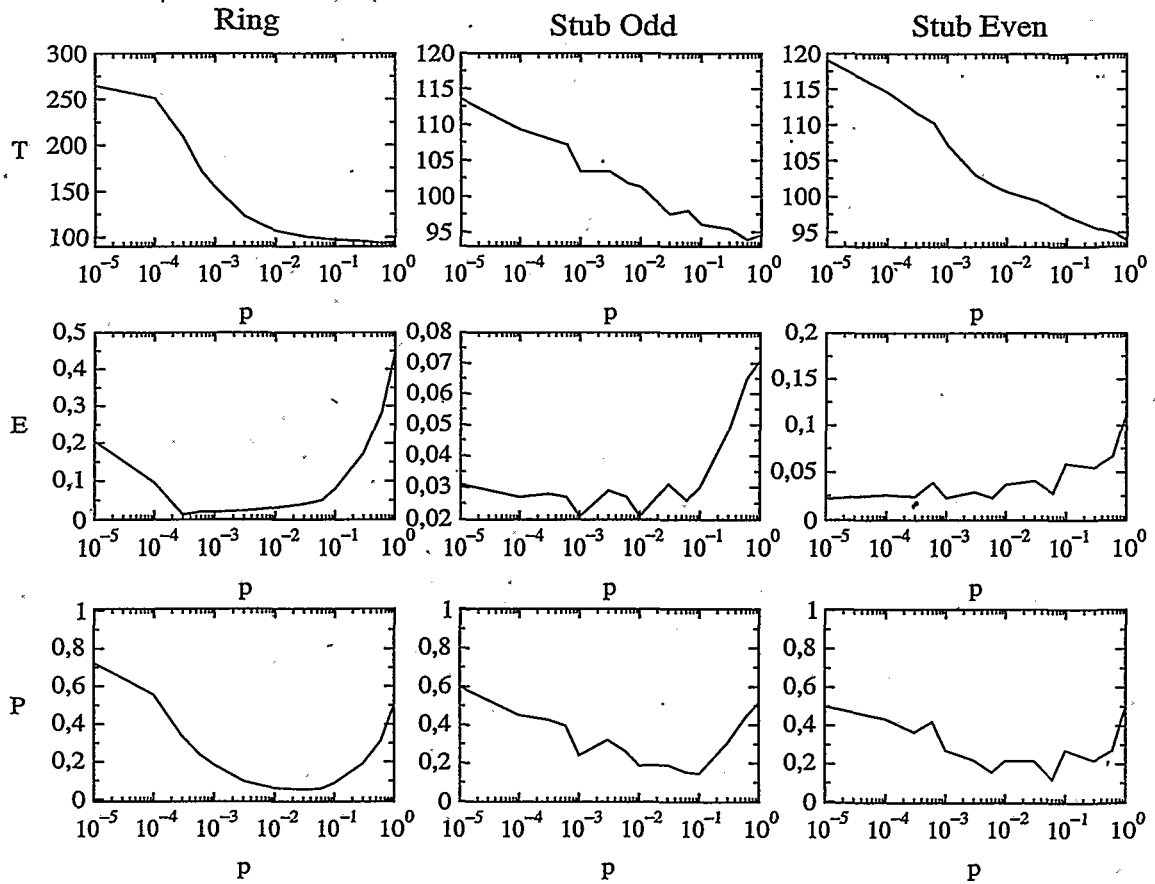


Figura 8.6: Valores de  $T$ ,  $E$  y  $P$  para enrutado por desvío en anillos con  $n = 2992$  y  $k = 8$ , grafos de tipo tránsito-terminal ( $k$  impar) con  $n = 3000$  y  $k = 9$  y grafos de tipo tránsito-terminal ( $k$  par) para  $n = 2992$  y  $k = 8$ .  $l = 10$ ,  $t_{tl} = 380$ . Los resultados son el promedio de 100 experimentos.

Como en las secciones anteriores se ha implementado congestión, paquetes obsoletos, corrupción de paquetes y contador  $t_{tl}$ .

Los resultados para el algoritmo almacena y envía para  $T$ ,  $E$  y  $P$  se muestran en las figuras 8.8 y 8.9. Cuando el número de paquetes en la red es reducido ( $l = 10$ ) el algoritmo es enormemente rápido, con un tiempo de envío muy pequeño (próximo al óptimo). El tiempo de tránsito responde a lo esperado (descenso con  $p$  y valores de  $T$  mayores para el anillo). La tasa de error se incrementa con  $p$  en caso de anillos y descende en el caso de grafos de tipo tránsito-terminal, la gráfica obtenida semeja

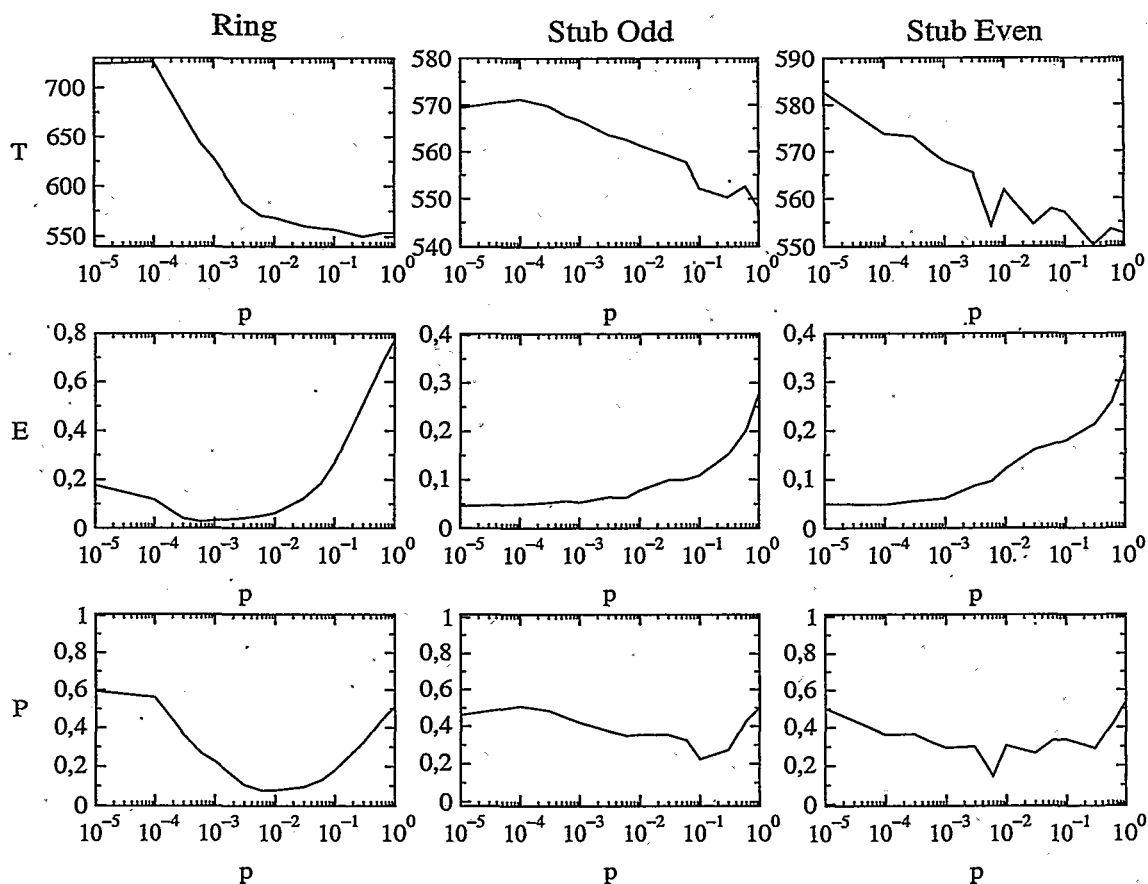


Figura 8.7: Valores de  $T$ ,  $E$  y  $P$  para enrutado por desvío en anillos con  $n = 2992$  y  $k = 8$ , grafos de tipo tránsito-terminal ( $k$  impar) con  $n = 3000$  y  $k = 9$  y grafos de tipo tránsito-terminal ( $k$  par) para  $n = 2992$  y  $k = 8$ .  $l = 100$ ,  $tll = 750$ . Los resultados son el promedio de 100 experimentos.

a la del camino euclídeo característico. Al incrementar el número de paquetes en la red ( $l = 100$ ) no se observan cambios cualitativos con respecto a  $l$  pequeño. En el caso de anillos, la tasa de error presenta una clara “plataforma” en la zona de SW alcanzando un máximo y mínimo local en esa zona. El valor óptimo para la relación tiempo/error se obtiene en la zona de SW para anillos mientras que los grafos de tipo tránsito terminal alcanzan el valor óptimo en la zona aleatoria.

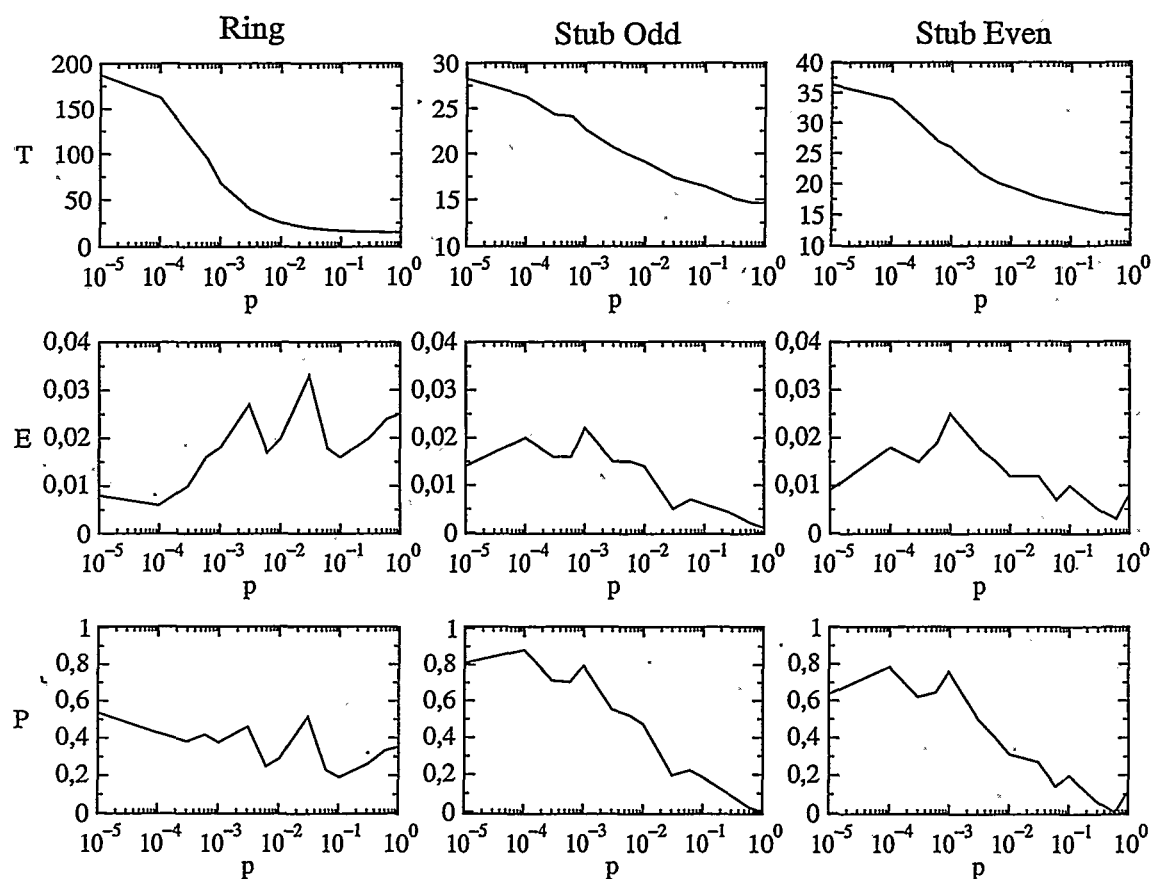


Figura 8.8: Valores de  $T$ ,  $E$  y  $P$  para el algoritmo de enrutado almacena y envía con  $n = 2992$  y  $k = 8$ , grafos de tipo tránsito-terminal ( $k$  impar) con  $n = 3000$  y  $k = 9$  y grafos de tipo tránsito-terminal ( $k$  par) para  $n = 2992$  y  $k = 8$ .  $l = 10$ ,  $cola = 100$ ,  $tll = 380$ . Los resultados son el promedio de 100 experimentos.

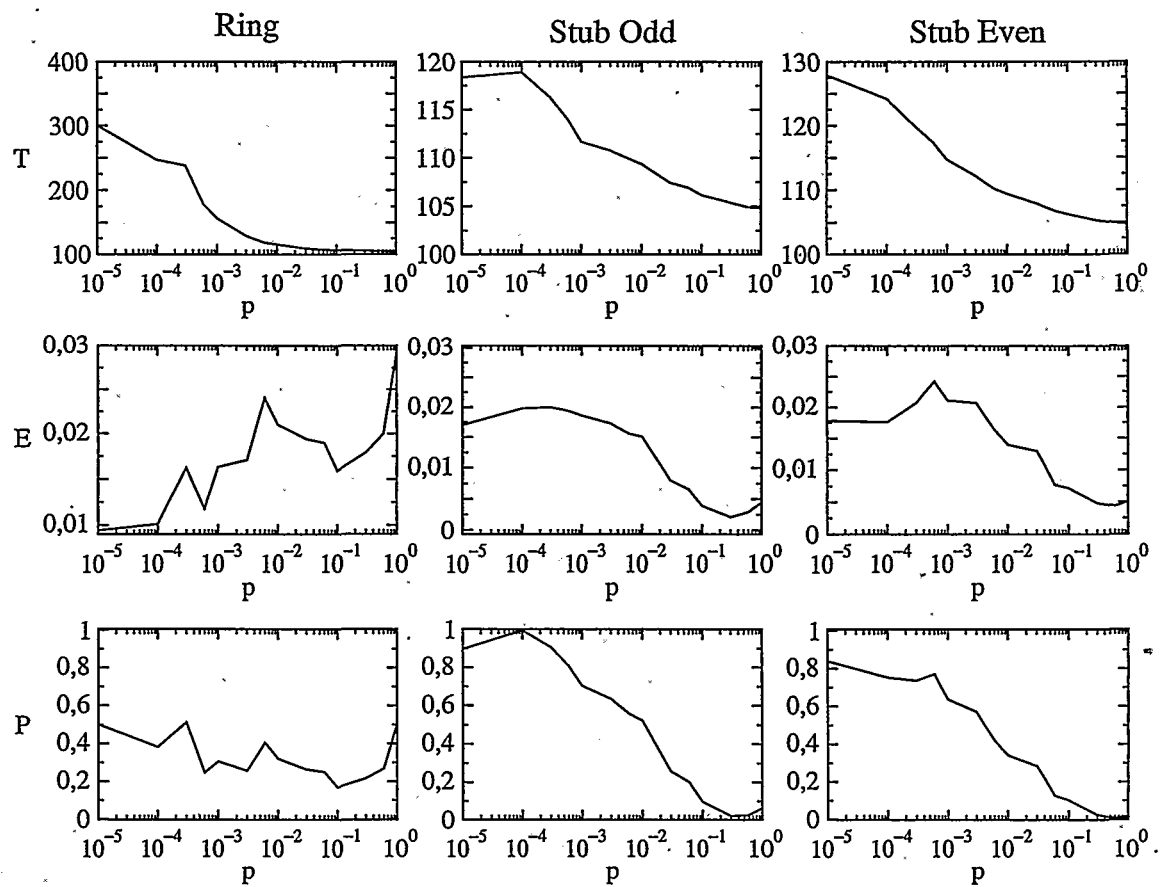


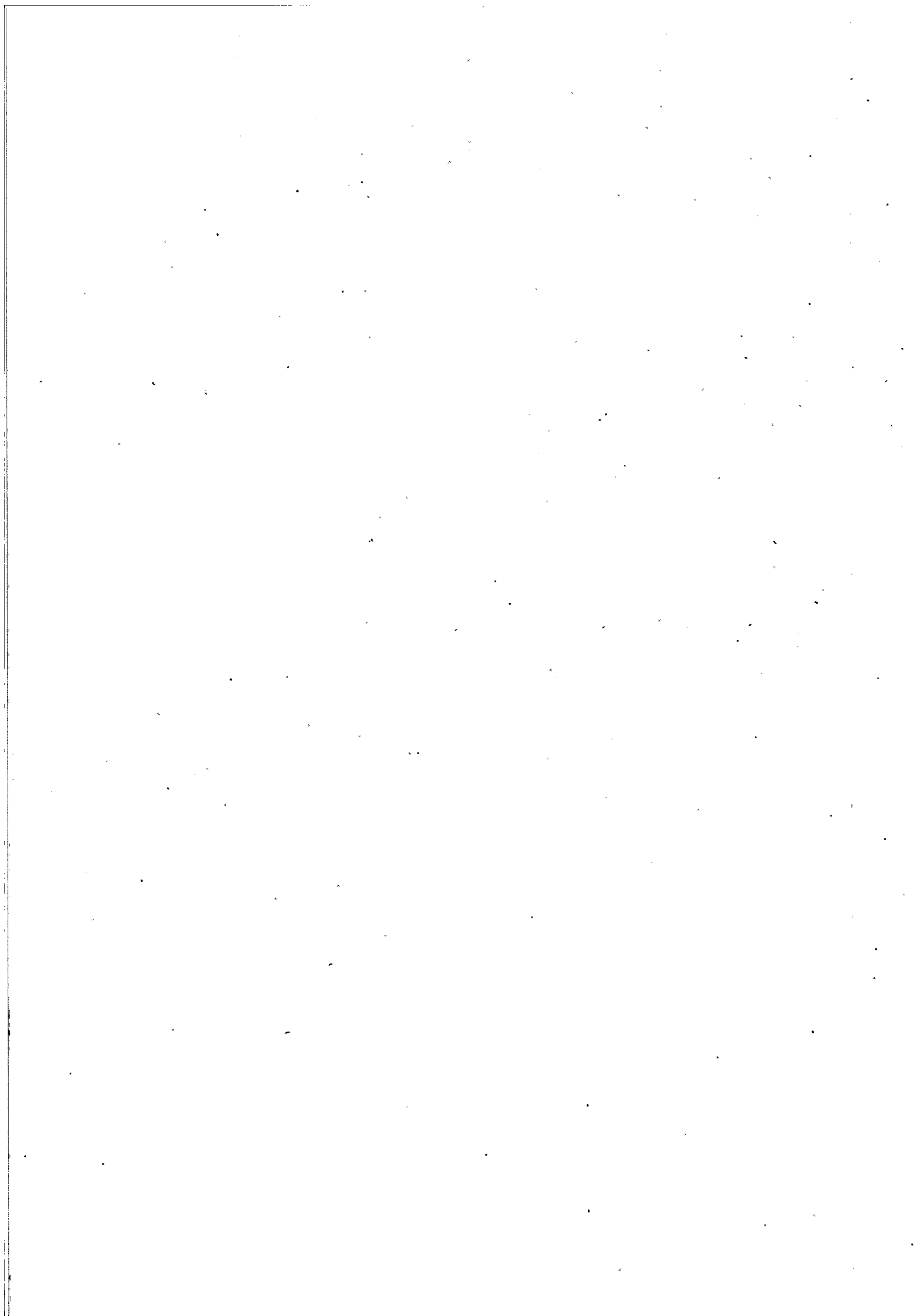
Figura 8.9: Valores de  $T$ ,  $E$  y  $P$  para el algoritmo de enrutado almacena y envía con  $n = 2992$  y  $k = 8$ , grafos de tipo tránsito-terminal ( $k$  impar) con  $n = 3000$  y  $k = 9$  y grafos de tipo tránsito-terminal ( $k$  par) para  $n = 2992$  y  $k = 8$ .  $l = 100$ ,  $cola = 110$ ,  $tll = 750$ . Los resultados son el promedio de 100 experimentos.





## Parte III

# Ataques a redes, algoritmos de ataque



## Capítulo 9

# Ataque y resistencia de algunos modelos de redes de comunicaciones

En esta parte de la tesis se estudia la resistencia a diferentes políticas de ataque para varios modelos de red: Anillos, Mundo Pequeño, Libre de Escala, Aleatorio, tránsito-terminal, un modelo mixto mundo pequeño-libre de escala y un grafo que representa la conectividad de la red eléctrica del oeste de los Estados Unidos. También se presenta en esta parte una política de ataque basada en flujos, esta política de ataque mejora los resultados obtenidos por las políticas basadas en selección aleatoria de los nodos y selección de los nodos con máximo grado presentada en [98].

Un ataque es un conjunto de elementos de la red que son deshabilitados por un adversario. El objetivo de un ataque es desconectar unos elementos de la red de otros e impedir así la comunicación entre ellos. Es posible encontrar ataques óptimos para parejas de nodos donde solamente las ramas de la red pueden ser deshabilitadas por medio de algoritmos de tipo Corte Mínimo [102]. La resistencia de la red y la forma óptima de refuerzo contra ataques centrados en ramas a las cuales se les ha asignado un coste se estudia en [103]. Sin embargo en Internet son cada vez más frecuentes

los ataques centrados en nodos. Las principales razones por las cuales un intruso ataca principalmente nodos de la red frente a ramas son:

- Deshabilitar un nodo produce un mayor daño en la red que deshabilitar un enlace [21].
- En general, los nodos tienen direcciones lógicas y físicas fijas [91].
- Una simple instrucción ping ejecutada de forma masiva puede neutralizar un nodo [100].
- Desde un nodo es posible extender la denegación de servicio a otros nodos [101].

Recientemente la resistencia de la red a ataques basados en nodos para un modelo dado de red ha sido objeto de múltiples estudios. En general, un ataque basado en nodos produce un mayor daño a la red que un ataque basado en ramas. En [98] se investiga la tolerancia a fallos aleatorios y a ataques sobre los nodos más conectados de la red sobre redes aleatorias y redes libres de escala. En [99] se estudian los protocolos más adecuados frente ataques centrados en los nodos de una red de comunicaciones. En [21] se demuestra que el problema más general de encontrar el conjunto mínimo de nodos cuya eliminación produce el máximo daño en términos de conectividad a un nodo fuente es NP-Completo. En [106] se presenta un algoritmo aproximado que encuentra el conjunto de nodos que deben ser eliminados de la red con el fin de desconectar un par prefijado de nodos. Este problema se puede demostrar que también es NP-Completo.

El problema abordado en esta parte de la tesis es el de encontrar el conjunto mínimo de nodos que produce el mayor daño a la red en términos de conexidad. En [21] se usa como medida de la conexidad de una red la suma de un coeficiente de daño asociado a cada nodo de la red de los nodos que están conectados con un nodo fuente prefijado. En [98] se emplea como medida de conexidad el tamaño del mayor conjunto de nodos que están conectados entre sí. En esta parte usaremos como medida de la

conexidad del grafo el tamaño ponderado por un coeficiente de daño asociado a cada nodo del mayor conjunto de nodos conectados entre sí. La aproximación presentada aquí elimina la necesidad de seleccionar un nodo especial como fuente e introduce un coeficiente asociado a cada nodo indicando el daño que se produciría si dicho nodo queda desconectado por un ataque. El modelo anterior se presenta muy adecuado para la representación de redes de comunicaciones como Internet, donde no existe un único nodo del cual sea importante permanecer conectado, sino un conjunto de nodos cuya desconexión afecta de forma fundamental el funcionamiento de la red.

## 9.1. Redes con coste

Con el fin de formalizar un ataque a un conjunto de ordenadores conectados entre sí, definiremos una *red de comunicaciones con coste* como una cuádrupla  $CN = \{V, E, c, d\}$  donde

1.  $V = \{v_1, \dots, v_{|V|}\}$  es el conjunto de *nodos*,
2.  $E = \{e_1, \dots, e_{|E|}\} : V \times V \rightarrow \{0, 1\}$  es el conjunto de *ramas*,
3.  $c : V \cup E \rightarrow \mathbb{Z}_+ \cup \{\infty\}$  es una función de *función de coste* y
4.  $d : V \rightarrow [0, 1]$  es una *función de daño*.

La función de coste es una medida de qué coste le produce a un posible enemigo eliminar un elemento de la red. La función de daño es un indicativo del daño que produce que un elemento sea desconectado de un nodo fuente predefinido o de un conjunto dado de nodos. Definimos un *ataque*  $A \in V \cup E$  sobre una red de comunicaciones con coste  $CN$  como el conjunto de nodos y ramas *eliminados*. Un *corte* es un ataque que consigue desconectar el grafo. En un grafo disconexo cada conjunto maximal de nodos conectados entre sí forma una *componente conexa* del grafo. Definimos el daño de una componente conexa  $D_{cc}$  como la suma de los daños de todos sus elementos,

$$D_{cc}(V') = \sum_{i=1}^{|V|} d(v_i) \text{ con } v_i \in V' \quad (9.1)$$

donde  $V'$  es una componente conexa de  $V$ .

La componente conexa con el mayor daño se denominará el *núcleo*  $B_{cc}$  de la red. En este trabajo supondremos, sin pérdida de generalidad para nuestros propósitos que  $B_{cc}$  es único.

Para un ataque dado  $A$  definimos el *coste*  $C$  del ataque como la suma de los costes de los elementos eliminados por el ataque  $A$ , i.e.

$$C(A) = \sum_{i=1}^{|V|+|E|} c(x_i) \text{ con } x_i \in A \quad (9.2)$$

También definimos el *daño*  $D$  producido en la red de comunicaciones  $CN$  por el ataque  $A$  como la suma de los daños de los elementos que no están conectados con el núcleo. Más formalmente,

$$D(A) = \sum_{i=1}^{|V|} d(v_i) \text{ con } v_i \notin B_{cc} \quad (9.3)$$

Podemos definir la *resistencia*  $R$  de la red de comunicaciones  $CN$  al ataque  $A$  como la suma de los daños de los elementos que están en  $B_{cc}$ , es decir,

$$R_{CN}(A) = \sum_{i=1}^{|V|} d(v_i) \text{ con } v_i \in B_{cc} \quad (9.4)$$

Finalmente definimos el *rendimiento* de un ataque  $A$  a una red de comunicaciones  $CN$  como:

$$P_{CN}(A) = \frac{D(A)}{C(A)} \quad (9.5)$$

## 9.2. Estrategias de Ataque

Es sabido que el problema de encontrar un ataque óptimo (de menor coste posible) incluso para el caso más simple de desconexión con respecto a un único nodo fuente es NP-Completo. En [21] se presenta un algoritmo de orden exponencial que soluciona el problema anterior mediante programación lógica.

Vamos a ver que según la formulación dada en el apartado anterior para una red de comunicaciones con coste el problema de encontrar un ataque que causa el máximo daño es NP-Completo. El problema se puede formular de la siguiente manera:

**Problema** Dada una red de comunicaciones con coste. ¿ Existe un ataque  $A$  tal que  $C(A) \leq C$  y  $D(A) \geq D$  ?

**Teorema** El problema anterior es NP-Completo en el caso que los enlaces sean bidireccionales,  $d(v) = 1$  para todo  $v \in V$ ,  $c(v) = \infty$  para todo  $v \in V$  y  $c(l) = 1$  para todo  $e \in E$ .

**Demostración** Primero demostraremos que el problema está en NP. Un programa nodeterminista podría contar en tiempo lineal los elementos de la red que han sido desconectados por el ataque con el fin de comprobar que el coste del ataque es al menos  $C$ . Posteriormente podría calcular las componentes conexas del grafo mediante  $|V|$  búsquedas en anchura cuya complejidad es  $O(V + E)$ . Finalmente el algoritmo podría buscar la componente conexa de mayor tamaño en tiempo lineal.

Para mostrar completitud vamos a describir una reducción polinomial con el problema de disección mínima (es decir, el mínimo conjunto de ramas que bisecciona el grafo). Se puede demostrar que este problema es NP-Completo [104]. El objetivo de la bisección de un grafo es dividir el conjunto de nodos en dos conjuntos de igual tamaño de tal forma que el número de ramas entre ambos conjuntos sea menor que un número  $B$ .

Consideremos el grafo  $G = (V, E)$  con  $n = |V|$  para el problema de bisección. Vamos a construir un nuevo grafo  $G'$  añadiendo un nuevo nodo extra  $s$  y conectando este nuevo nodo con los  $n$  vértices del grafo mediante  $(n^2/4) + 1$  rutas. Cada ruta

consistirá de un nodo auxiliar  $a_v^i$ , una rama desde el nodo  $s$  al nodo auxiliar y una rama desde el nodo auxiliar al vértice del grafo. En la figura 9.1 se puede ver la construcción del nuevo grafo. Este nuevo grafo  $G'$  verifica que  $|V'| = |V|^3/4 + 2|V| + 1$  y  $|E'| = |E| + 2(|V|^3/4 + |V|)$ . Ahora vamos a considerar este grafo ampliado como una red de comunicaciones de la siguiente manera:

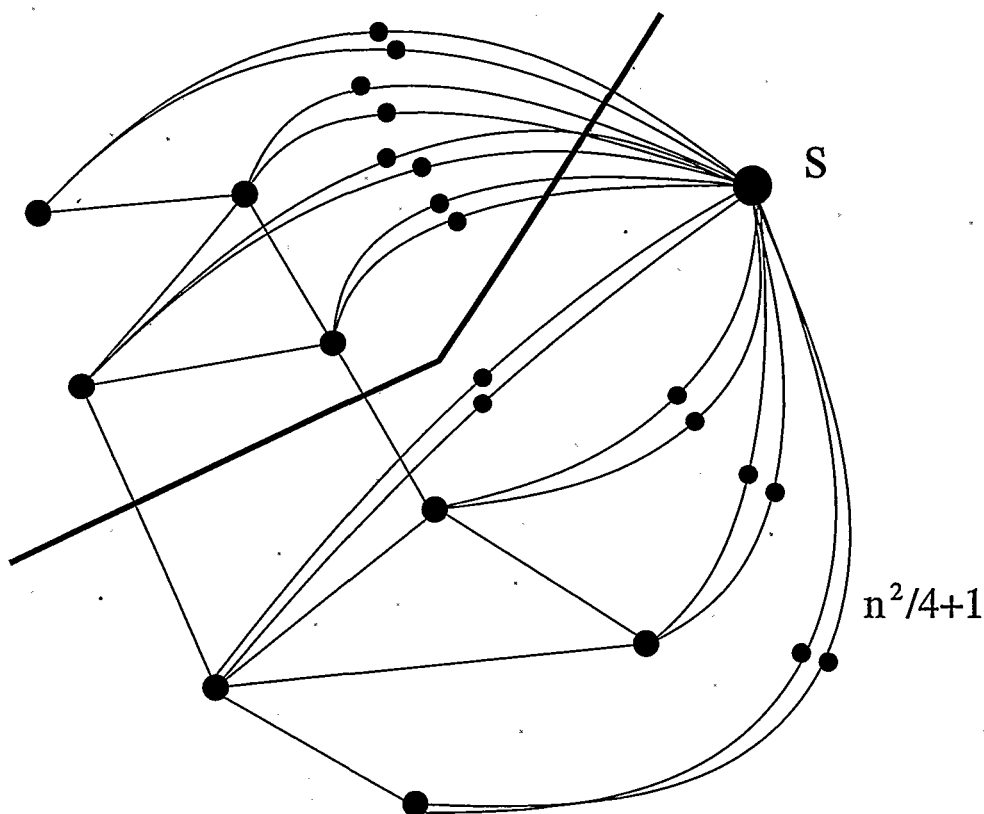


Figura 9.1: Reducción polinómica de la disección de un grafo a ataques óptimos

- $V' = V \cup \{s\} \cup \{a_v^i | v \in V \text{ y } i = 1 \dots (n^2/4) + 1\}$
- $E' = E \cup \{(s, a_v^i), (a_v^i, s), (v, a_v^i), (a_v^i, v) | v \in V \text{ y } i = 1 \dots n^2/4 + 1\}$
- $c(e) = 1 \text{ si } e \in E', c(v) = \infty \text{ si } v \in V'$
- $d(v) = 1 \text{ si } v \in V'$



Con esta construcción podemos afirmar que el grafo original  $G$  tiene una bisección de tamaño  $B$ ,  $1 \leq B \leq |V|^2/4 < |V|^2/4 + 1$  si y sólo si la red de comunicaciones  $G'$  tiene un ataque  $A$  con daño al menos  $\frac{1}{2} \left( \frac{|V|^3}{4} + |V| \right) + \frac{|V|}{2}$  y un coste no mayor que  $\frac{1}{2} \left( \frac{|V|^3}{4} + |V| \right) + B$ .

(sólo si) Supongamos primero que existe una bisección de  $G$  tamaño menor o igual que  $B$ . Construimos un ataque  $A$  que consiste en las ramas de la bisección (las que unen las dos particiones) y las  $\frac{1}{2} \left( \frac{|V|^3}{4} + |V| \right)$  ramas que conectan los nodos auxiliares de esa partición al nodo extra  $s$ . Este ataque desconecta exactamente  $\frac{1}{2} \left( \frac{|V|^3}{4} + |V| \right) + \frac{|V|}{2}$  nodos de la componente conexa de tamaño  $\frac{1}{2} \left( \frac{|V|^3}{4} + |V| \right) + \frac{|V|}{2} + 1$  que contiene al nodo extra  $s$ .

(si) Supongamos ahora que existe un ataque sobre el grafo ampliado que verifica  $D(A) \geq \frac{1}{2} \left( \frac{|V|^3}{4} + |V| \right) + \frac{|V|}{2}$  y  $C(A) \leq \frac{1}{2} \left( \frac{|V|^3}{4} + |V| \right) + B$ . Para desconectar un vértice de  $V$  del nodo  $s$  añadido es necesario eliminar al menos las  $|V|^2/4 + 1$  rutas a través de los nodos auxiliares. Como  $\frac{1}{2} \left( \frac{|V|^3}{4} + |V| \right) + B \leq \left( \frac{|V|}{2} + 1 \right) \left( \frac{|V|^2}{4} + 1 \right)$  esto implica que no se pueden desconectar de la componente conexa que contiene a  $s$  nodo extra  $s$  más de la mitad de los vértices de  $V$ .

Vamos a ver ahora que si un ataque desconecta de  $s$  menos de la mitad de los vértices de  $V$  entonces este ataque no puede causar suficiente daño. Supongamos que el ataque  $A$  desconecta de la componente conexa que contiene a  $s$  un total de  $t < \frac{|V|}{2}$  vértices del grafo original  $G$ . Para ello es necesario cortar las  $\frac{|V|^2}{4} + 1$  rutas desde el nodo extra  $s$  a cada uno de los  $t$  vértices a través de los nodos auxiliares  $a_v i$ , por lo tanto es necesario deshabilitar  $t \left( \frac{|V|^2}{4} + 1 \right)$  enlaces, lo cual desconecta también (sin coste añadido)  $t \left( \frac{|V|^2}{4} + 1 \right)$  vértices auxiliares. Es necesario ahora además desconectar al menos  $\frac{1}{2} \left( \frac{|V|^3}{4} + |V| \right) + \frac{|V|}{2} - \left( t \left( \frac{|V|^2}{4} + 1 \right) + t \right)$  nodos, deshabilitando como máximo  $\frac{1}{2} \left( \frac{|V|^3}{4} + |V| \right) + B - t \left( \frac{|V|^2}{4} + 1 \right)$  enlaces.

Como no se pueden desconectar más vértices del grafo original  $G$ , los nodos a desconectar deben ser nodos auxiliares correspondientes a vértices de  $G$  que aún están en la misma componente conexa de  $s$ . Por lo tanto es necesario deshabilitar los enlaces a ambos lados de nodos auxiliares con un coste total de

$$2 \left[ \frac{1}{2} \left( \frac{|V|^3}{4} + |V| \right) + \frac{|V|}{2} \right] - \left( t \left( \frac{|V|^2}{4} + 1 \right) + t \right) = \frac{1}{2} \left( \frac{|V|^3}{4} + |V| \right) - t \left( \frac{|V|^2}{4} + 1 \right) + \left( \frac{|V|}{2} - t \right) \left( \frac{|V|^2}{4} + 3 \right) > \frac{1}{2} \left( \frac{|V|^3}{4} + |V| \right) - t \left( \frac{|V|^2}{4} + 1 \right) + B \text{ dado que } \frac{|V|}{2} - t \geq 1, \left( \frac{|V|^2}{4} + 3 \right) > \frac{|V|^2}{4} \text{ y } \frac{|V|^2}{4} \geq B.$$

Por lo tanto para conseguir el daño deseado es necesario que el ataque desconecte exactamente  $\frac{|V|}{2}$  vértices del grafo original  $G$ . Desconectar las rutas a esos  $\frac{|V|}{2}$  vértices a través de los vértices auxiliares tiene un coste de  $\frac{1}{2} \left( \frac{|V|^3}{4} + |V| \right)$ , permitiendo como máximo un gasto  $B$  (nótese que  $\frac{1}{2} \left( \frac{|V|^3}{4} + |V| \right)$  nodos auxiliares han quedado desconectados sin coste adicional). Por lo tanto solamente se necesita desconectar los  $\frac{|V|}{2}$  vértices de  $G$  desconectados de  $s$  de los  $\frac{|V|}{2}$  vértices de  $G$  conectados con  $s$ . Si esto se puede hacer deshabilitando como máximo  $B$  ramas del grafo original  $G$  entonces existe una bisección en  $G$  de tamaño  $B$ .

El teorema anterior también se puede demostrar en el caso en el que los nodos tienen coste finito y las ramas tienen coste infinito. Para ello basta sustituir el grafo original por un grafo en el cual cada rama se rompe en un enlace compuesto por un nodo de coste finito y dos ramas de coste infinito conectadas con los nodos que conectaba la rama eliminada. La formulación aquí presentada es similar a la de [21] siendo la principal diferencia que en nuestro trabajo no es necesaria la existencia a un nodo fuente particular. La demostración del teorema aquí presentado sigue las pautas del trabajo citado anteriormente.

En este trabajo supondremos  $c(x) = 1/|V|$  si  $x \in V$ ,  $c(x) = \infty$  si  $x \in E$  y  $d(x) = 1/|V|$ . Esta elección permite formalizar y generalizar los resultados obtenidos en [20].

Este teorema nos indica que debemos buscar algoritmos aproximados para el problema de encontrar ataques óptimos a redes. En [98] se estudia mediante simulaciones el comportamiento de redes aleatorias y libres de escala bajo ataques aproximados de tipo aleatorio y ataques donde se deshabilitan los nodos con mayor número de vecinos de la red. Además de las estrategias de ataque anteriormente citadas, vamos a estudiar también una estrategia basada en flujo máximo. Las estrategias basadas en flujos máximos han sido utilizadas para encontrar cortes míni-

mos en grafos (número mínimo de ramas que desconectan dos nodos dados) [74] [102] así como para encontrar grupos de nodos que se encuentran altamente conectados entre sí.

Vamos a describir los algoritmos de ataque considerados así como el orden de cada uno de los algoritmos.

### 9.2.1. Ataque aleatorio

Esta estrategia consiste en eliminar nodos al azar según una distribución uniforme entre los nodos que aún no han sido removidos de la red.

Failure

```
j= 1
while j < n
    nodo=aleat(V)
    V = V - node
    j++
```

End Failure

Dondé  $V$  es el conjunto de vértices del grafo, la función  $aleat(V)$  devuelve un nodo seleccionado al azar de entre los nodos que no han sido eliminados de la red. Si consideramos que la función  $aleat(V)$  puede ser ejecutada en tiempo  $O(1)$  es fácil ver que el algoritmo tendrá un comportamiento asintótico  $O(n)$

### 9.2.2. Ataque por orden máximo

Attack

```
j= 1
while j < n
    nodo=MostConected(V)
    V = V - node
    j++
```

End Attack

En general una implementación de *MostConnected* necesitara recorrer la lista de los nodos que no han sido eliminados y contar el número de vecinos que tiene cada uno de ellos, hay que señalar que cada vez que un nodo es eliminado, el número de vecinos de otros nodos del grafo se modificará. Por lo tanto el comportamiento asintótico de este algoritmo será  $n + (n - 1) + (n - 2) + \dots + 1$ , donde cada termino del sumatorio corresponde a una llamada a la función *MostConnected(G)*. Por lo tanto, sumando la expresión anterior, se obtiene que el comportamiento asintótico del algoritmo es  $O(n^2)$ .

### 9.2.3. Ataque basado en flujo

Nuestro algoritmo de ataque, que denominaremos *Ataque basado en flujo* consiste en calcular el camino mínimo para cada par de nodos de la red y eliminar a continuación el nodo por el cuál pasan más caminos.

AttackFlow

j= 1

while j < n

para todo u de V

ind[u]=0

Para todo u,v de V

C = camino mínimo de u a v

para cada nodo k en C

ind[k]++

node= k tal que valor de ind[k] máximo

V = V - node

j++

End AttackFlow

Para el cálculo de los caminos mínimos entre todos los pares de nodos se pueden realizar  $n - j + 1$  llamadas a un algoritmo de tipo Dijkstra para los  $n - j + 1$  nodos que quedan en el grafo. Dado que Dijkstra se ejecuta en tiempo  $O(|V| + |E|)$  y considerando que nuestros grafos son dispersos, (en particular tenemos  $|E| \propto |V|$ ), el tiempo de ejecución del algoritmo será  $n^2 + (n - 1)^2 + \dots + 1$  y por tanto nuestro algoritmo tiene un comportamiento asintótico de  $O(n^3)$ . En el caso de grafos no dispersos, existen algoritmos que calculan la distancia entre todos los pares del grafo en tiempo  $O(\log(n)n^{2,376})$  [105]. Este algoritmo se puede aproximar también por un método estadístico seleccionando solamente un subconjunto del conjunto de pares de nodos de la red.

### 9.3. Topologías de la red

Las topologías sobre las cuales realizaremos nuestros ataques serán las que se presentaron en el capítulo 2 y corresponden con los principales modelos de conectividad de las redes de comunicaciones. En particular los modelos estudiados son los siguientes.

- Topologías regulares: Anillo regular con  $n = 2000$  y  $k = 8$ ,
- Topologías conocidas: Red eléctrica de alta tensión del sur de los Estados Unidos  $n = 1454$  y  $\langle k \rangle = 2,66$ ,
- Topologías aleatorias: Grafo aleatorio de tipo Erdős y Rényi con  $n = 2000$  y  $\langle k \rangle = 8$ ,
- Topologías jerárquicas: Grafo regular de tipo tránsito-terminal con  $n = 2000$  y  $\langle k \rangle = 8$ ,
- Mundos Pequeños: Grafo small-world obtenido a partir de un anillo regular con  $n = 2000$ ,  $\langle k \rangle = 8$  y  $p = ,01$ ,

- Topologías libres de escala: Grafo libre de escala de tipo Barabási y Albert  $n = 2000$  y  $\langle k \rangle = 8$ ,

Adicionalmente se presenta un modelo mixto, libre de escala-mundo pequeño con  $n = 2000$  y  $\langle k \rangle = 8$ . Este modelo mixto se ha construido a partir de la generación de un grafo libre de escala según el modelo de Barabási y Albert con  $n = 2000$  y  $\langle k \rangle = 4$  y la posterior conexión de cada nodo con los cuatro vecinos más próximos a la izquierda y derecha. Esta estrategia de construcción del grafo responde al hecho presentado en [34] de que en el proceso de evolución de una red de comunicaciones además de la conexión preferencial, cada nodo establece conexiones con nodos que tienen características (geográficas, temáticas, etc.) similares.

Al igual que en apartados anteriores, con el fin de caracterizar cada una de las redes estudiadas, usaremos la longitud de camino característico  $L$  el coeficiente de agrupamiento  $C$ , el número de componentes biconexas  $B$  y la distribución de los grados de los nodos de la red. Los parámetros  $L$ ,  $C$  y  $B$  para los modelos considerados se pueden ver en la tabla 9.1. En la figura 9.2 se puede ver la distribución de grados de los modelos estudiados. En la figura anterior se puede observar que en el grafo aleatorio la distribución del grado de los nodos sigue una distribución de tipo *poisson* centrada en torno a  $\langle k \rangle$  tal como se demuestra en [47]. Los grafos regulares presentan una distribución concentrada en el valor de  $k$ . El grafo de tipo mundo pequeño presenta también una distribución muy concentrada en torno al valor medio de  $k$ . También se puede observar en esta gráfica la distribución similar del modelo mixto y libre de escala. La red eléctrica presenta también una distribución tipo *poisson* centrada en torno a su valor medio.

## 9.4. Resultados

En las figuras 9.3 y 9.4 se puede ver el comportamiento de los distintos modelos considerados frente a varias estrategias de ataque. Cada valor del eje  $x$  es un ataque que viene determinado por su coste. El eje  $y$  representa la resistencia de la red frente

	L	C	B
ANILLO	125.438	0.643	1
SMALL-WORLD	14.2	0.626	1
MIXTO	3.744	0.157	1
LIBRE DE ESCALA	3.409	0.0186	1
ALEATORIO	3.89	0.004	6
RED ELÉCTRICA	15.808	0.056	428
RED JERÁRQUICA	18.77	0.75	183

Cuadro 9.1: Valores de L, C y B para los diferentes grafos

a ese ataque.

En la figura 9.3 se puede ver que, en contra de lo que se propone en [98] la topología libre de escala no es la más resistente frente ataques de tipo aleatorio. La topología mixta mundo pequeño-libre de escala se muestra la más resistente frente a fallos aleatorios, mientras que la topología de mundo pequeño se muestra como la más resistente frente ataques donde se desconectan los nodos con mayor número de vecinos. La red que presenta una mejor resistencia a ataques basados en flujo es aquella que presenta una distribución aleatoria de sus ramas. Las redes jerárquicas son las que presentan un menor grado general de resistencia a ataques. Este hecho es debido al alto número de puntos de articulación presentes en este tipo de redes.

Por otro lado, tampoco el ataque basado en grado máximo es el que produce el mayor daño en una red libre de escala. Como se puede ver en la figura 9.4 para un mismo coste, el algoritmo basado en flujo produce un mayor daño que el producido por un ataque basado en grado máximo en todos los modelos de grafos considerados, incluido el de tipo libre de escala. Se puede observar también que en todos los modelos estudiados existe un cambio de fase en el comportamiento de la resistencia, es decir un valor  $C_h$  tal que si  $C > C_h$  entonces  $R(A) \sim 0$ . En las tablas 9.2 y 9.3 se pueden ver los valores  $f_{0,01} = \min\{C(A)t.q.R(A) < 0,01\}$  así como el valor medio de  $R(A)$  para las diferentes estrategias de ataque sobre los modelos considerados.

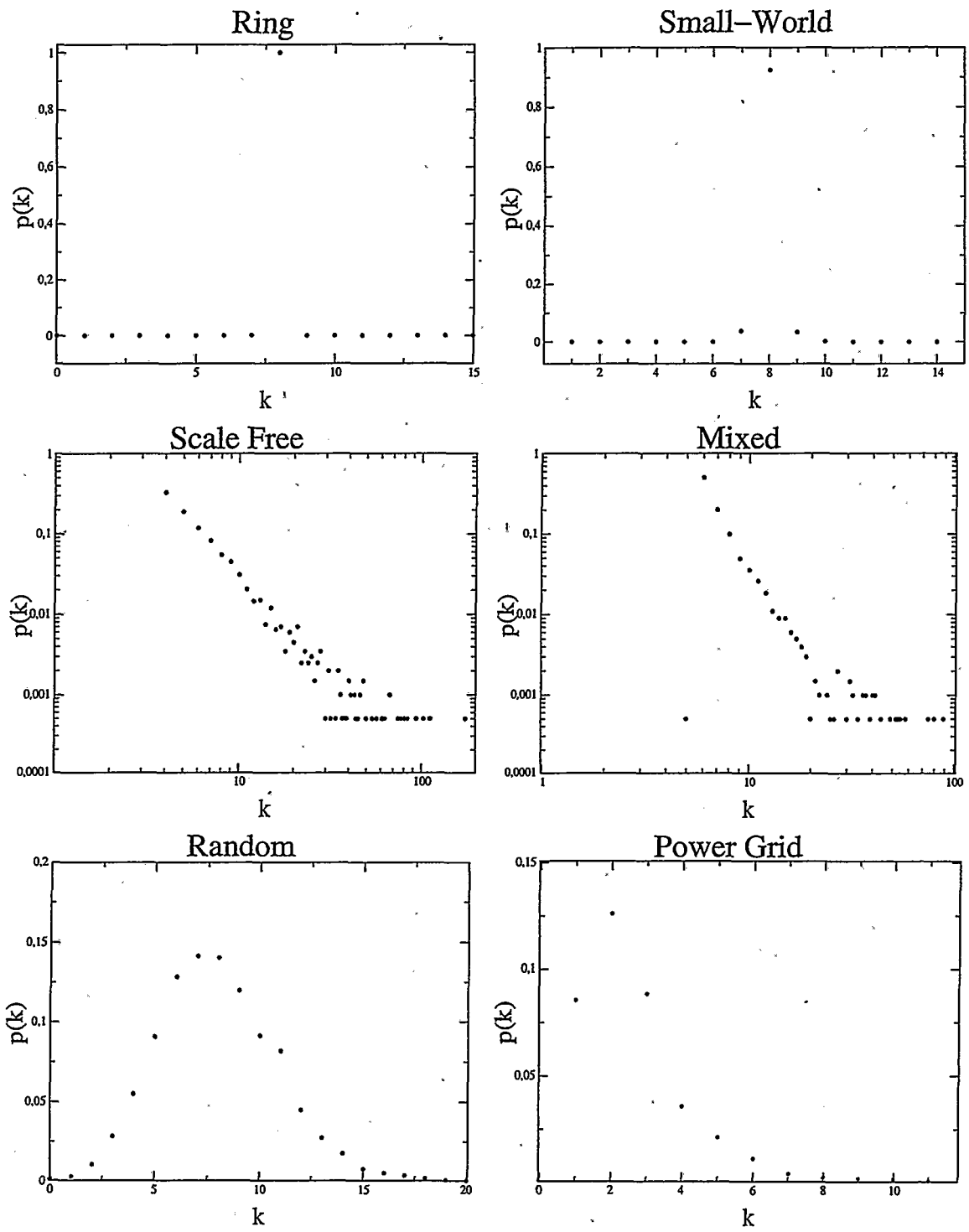


Figura 9.2: Distribución del grado de los nodos para los diferentes tipos de grafos.



	Fallo aleatorio	Ataque b. en grado	Ataque b. en flujo
ANILLO	0.262697	0.331381	0.017630
SMALL-WORLD	0.358718	0.353712	0.047111
MIXTO	0.476603	0.324874	0.272698
LIBRE DE ESCALA	0.472983	0.230029	0.217043
ALEATORIO	0.474609	0.349277	0.338462
RED ELÉCTRICA	0.201593	0.070721	0.020211
RED JERÁRQUICA	0.245392	0.217483	0.011178

Cuadro 9.2: Valor medio de la resistencia de redes ante diferentes estrategias de ataque

	Fallo aleatorio	Ataque b. en grado	Ataque b. en flujo
ANILLO	0.710000	0.595500	0.256500
SMALL-WORLD	0.697000	0.609000	0.265000
MIXTO	0.913500	0.491000	0.391500
LIBRE DE ESCALA	0.927500	0.354000	0.298000
ALEATORIO	0.893500	0.518500	0.474500
RED ELÉCTRICA	0.656121	0.193260	0.125172
RED JERÁRQUICA	0.812687	0.571429	0.074925

Cuadro 9.3: Valor de  $f_{0,01}$  para diferentes estrategias de ataque

En la tabla 9.4 se puede ver que el algoritmo de ataque basado en flujos obtiene el mejor rendimiento medio para cualquier tipo de red. Mientras que los peores rendimientos de los tres tipos de algoritmos se obtienen en la topologías aleatoria y mixta.

Como conclusión general a esta parte de la tesis se podría decir que los modelos aleatorio y mixto se presentan como los más resistentes frente a los ataques estudiados. Además el nuevo algoritmo de ataque basado en flujo mejora los resultados de los algoritmos aproximados presentados en la bibliografía. De nuevo, y en con-

	Fallo aleatorio	Ataque b. en grado	Ataque b. en flujo
ANILLO	1.502073	1.292572	4.886277
SMALL-WORLD	1.240037	1.240248	3.212445
MIXTO	1.029779	1.307930	1.452833
LIBRE DE ESCALA	1.037850	1.619904	1.660548
ALEATORIO	1.034484	1.253295	1.277425
RED ELÉCTRICA	1.801947	2.881304	4.229787
RED JERÁRQUICA	1.769027	1.809890	5.280387

Cuadro 9.4: Valor medio del rendimiento para diferentes estrategias de ataque

sonancia con los resultados de los capítulos anteriores de esta tesis, se puede decir, que la topología subyacente en una red de comunicaciones afecta el resultado de las dinámicas ejecutadas sobre la red. En este caso el ataque a redes de comunicaciones.

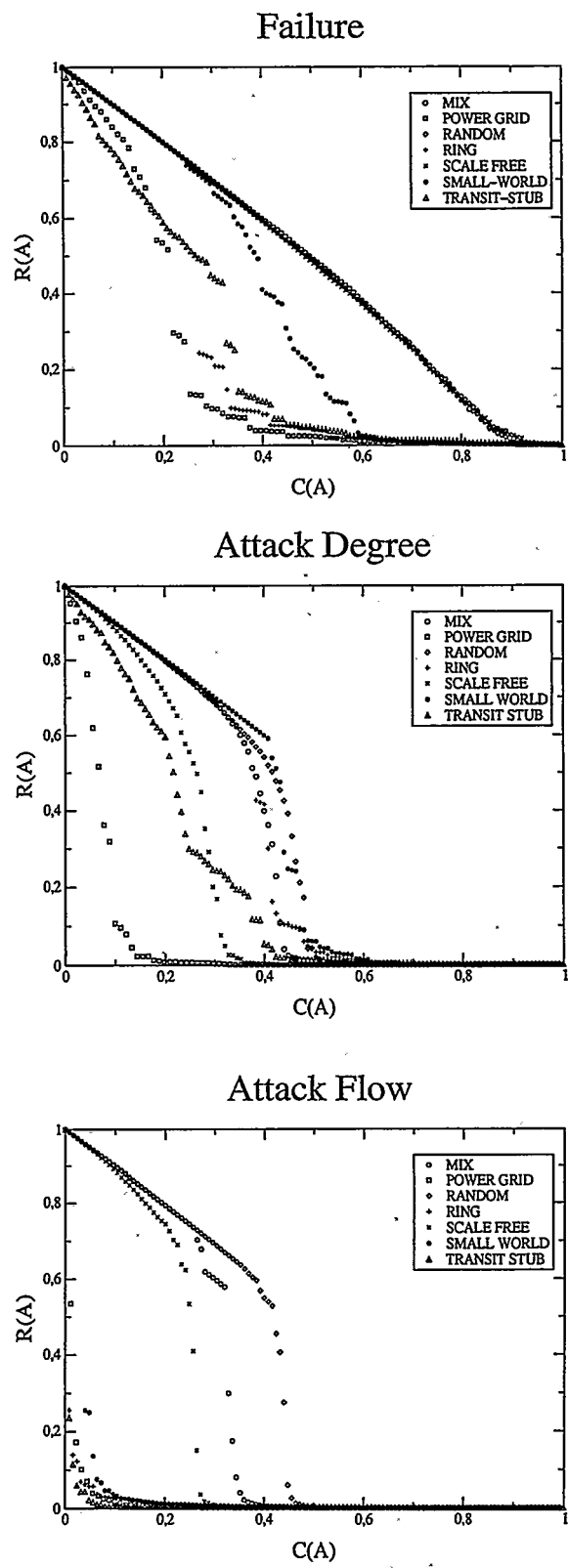


Figura 9.3: Resistencia a ataques para diferentes tipos de grafos.

## Parte IV

### Otros modelos

U.A.M.  
E.T.S. INFORMATICA  
BIBLIOTECA

## Capítulo 10

# Redes con direccionalidad y peso

### 10.1. Direccionalidad y peso en redes

Los modelos de mundo pequeño empleados en los capítulos anteriores hacen uso de una representación mediante grafos que no son dirigidos ni ponderados. Mientras que esto no representa un mayor problema en la representación de muchas redes, puede representar un serio inconveniente en la representación de otro tipo de redes. Los grafos no dirigidos no capturan características esenciales de algunas redes reales. Por ejemplo las redes neuronales artificiales o biológicas no pueden ser representadas adecuadamente por los modelos no ponderados dado que las conexiones neuronales presentan una clara direccionalidad y diferentes acoplamientos entre sus conexiones. En las redes biológicas la información fluye principalmente desde la neurona presináptica a la neurona postsináptica y las conexiones entre neuronas pueden presentar diferentes eficacias de acoplamiento. Otro ejemplo puede ser la World Wide Web (WWW), en esta red los enlaces entre páginas no son, por lo general, bidireccionales.

En [45] y [107] se indica la necesidad de desarrollar modelos dirigidos y que presenten un valor asociado con cada conexión. Por esta razón es necesario desarrollar nuevos modelos de redes que tengan en cuenta la dirección y el peso de las diferentes conexiones y estudiar si estos modelos presentan también un área de mundo

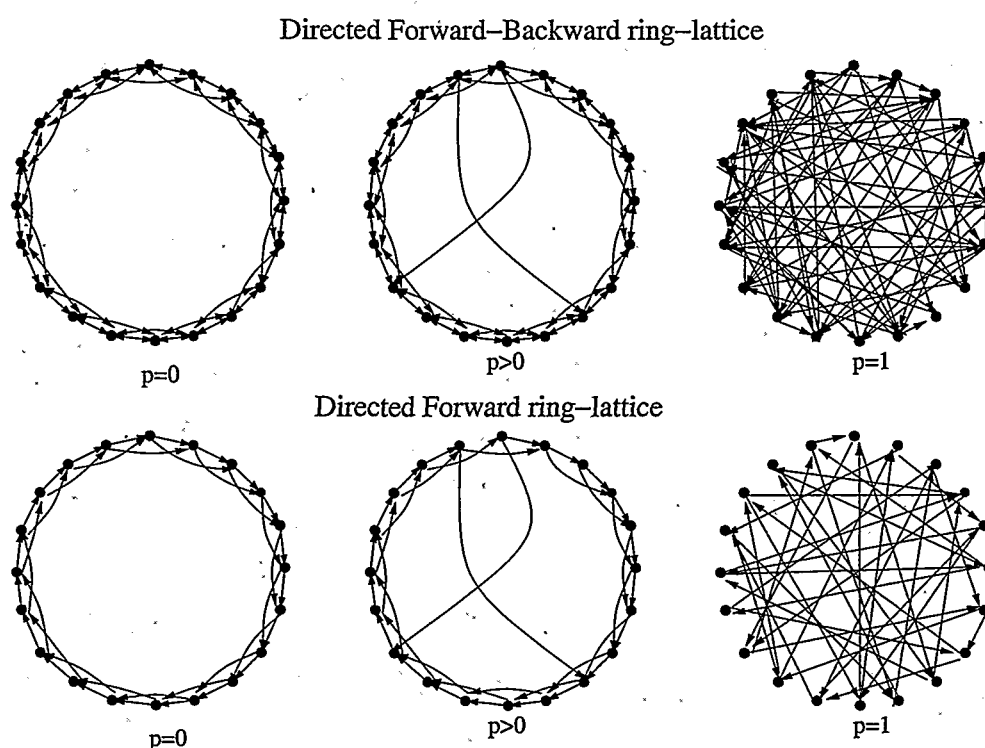


Figura 10.1: Anillos dirigidos

pequeño cuando son transformados de grafos regulares a aleatorios. En este capítulo vamos a estudiar diferentes tipos de grafos regulares dirigidos y ponderados y mostraremos que estos modelos también presentan una zona de mundo pequeño. También se presentarán expresiones para el camino característico y para el coeficiente de agrupamiento en este tipo de grafos.

Como sustrato inicial para estos nuevos modelos vamos a considerar anillos dirigidos y mallas dirigidas y ponderadas. Estos sustratos se han seleccionado debido a que son conexos, regulares y no tienen nodos especiales. Los anillos dirigidos pero no ponderados se considerarán con dos posibles distribuciones de los vecinos de cada nodo. La distribución *adelante-atrás* conecta a cada nodo con nodos que están tanto a su lado izquierdo como a su lado derecho. En la distribución *adelante* cada nodo solamente se conecta con nodos que están a su lado derecho. Los modelos de anillos empleados se pueden ver en la figura 10.1.

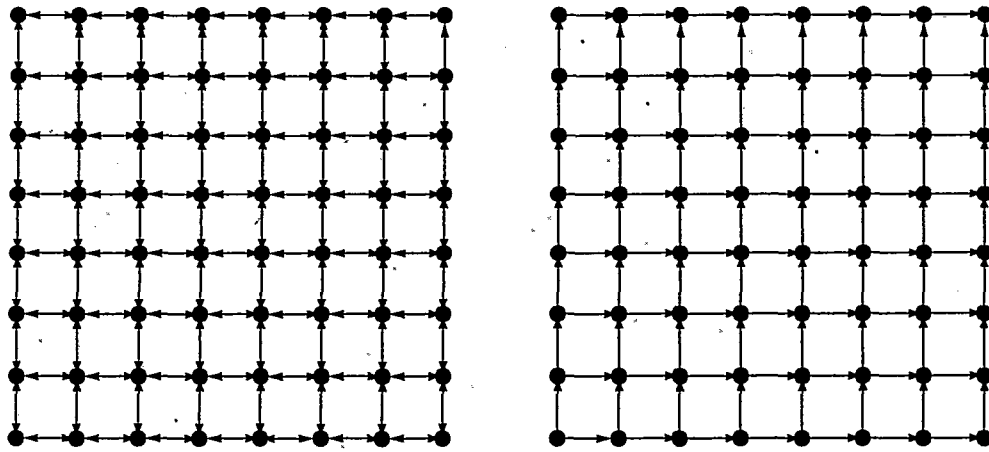


Figura 10.2: Mallas dirigidas, Izquierda: Los nodos están conectados con los  $k/4$  vecinos más primos en cada dirección  $k = 4$ , derecha: Los nodos están conectados con los  $k/2$  vecinos más próximos en la direcciones superior y derecha  $k = 4$

En el caso de mallas se explorarán también dos diferentes configuraciones. En el caso de la distribución *adelante-atrás* cada nodo se conecta con los vecinos que están en cada una de las cuatro posibles direcciones en la malla. En la distribución *adelante* cada nodo solamente se conecta con nodos que están en los lados superior y derecho. Los modelos de mallas empleados se pueden ver en la figura 10.2.

Para el caso de grafos ponderados se va a considerar un patrón de distribución *adelante*. En nuestro modelo el peso de cada conexión sigue una distribución aleatoria  $w$ , con valores  $0 < w \leq 1$ . Los modelos de grafos ponderados se pueden ver en la figura 10.3

## 10.2. Comportamiento de las métricas topológicas

En esta sección se van a proporcionar expresiones analíticas tanto del coeficiente de agrupamiento como para el camino característico para los modelos presentados en la sección anterior.



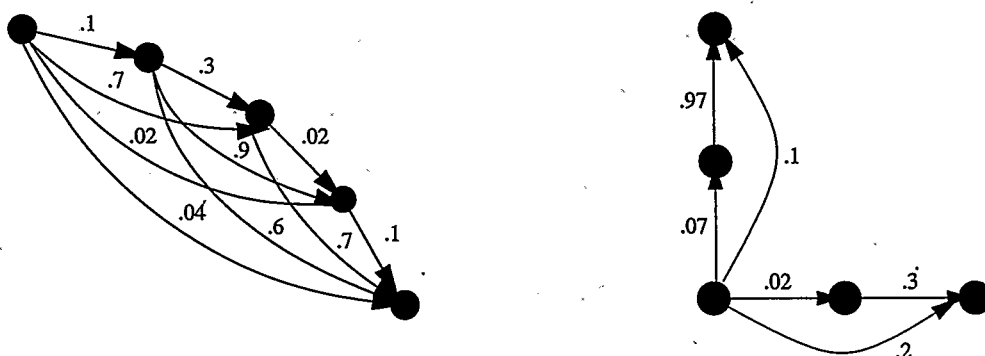


Figura 10.3: Grafos ponderados, izquierda: Anillo adelante  $k = 4$ , right: Malla adelante  $k = 4$

Como hasta ahora es  $n$  el número de nodos en el grafo y  $k$  el número de vecinos de cada nodo. Para un grafo dirigido diremos que el nodo  $b$  es un vecino del nodo  $a$  si existe la rama  $(a, b)$ . Es de señalar que el hecho de que  $b$  sea vecino de  $a$  no implica que  $a$  sea vecino de  $b$ . El vecindario de un nodo  $a$  es el conjunto de nodos con los que  $a$  está conectado.

Lo anterior implica que es necesario redefinir el coeficiente de agrupamiento para el caso de grafos dirigidos. Definamos el coeficiente de agrupamiento de un nodo  $v$  para grafos dirigidos como  $C_v = |E(\Gamma(v))| / (k_v(k_v - 1))$  donde  $|E(\Gamma(v))|$  es el número (ponderado en el caso de grafos ponderados) de ramas en el vecindario de  $v$ ,  $k_v$  es el número de vecinos de  $v$ . El coeficiente de agrupamiento para un grafo dirigido  $G$  se puede definir ahora de la forma usual

$$C = \frac{\sum_{i=1}^n C_i}{n}. \quad (10.1)$$

Para un índice  $v$  definimos su longitud de camino de la forma habitual  $L_v = \sum_{i=1}^n d(v, i) / (n - 1)$  donde  $d(v, i)$  indica la distancia (ponderada en el caso de grafos ponderados) del camino más corto conectando  $v$  y  $i$ . Usando  $L_v$  podemos definir la longitud de camino característico de un grafo como

$$L = \frac{\sum_{i=1}^n L_i}{n}. \quad (10.2)$$

Mediante enumeración para cada tipo de grafo se obtienen las siguientes expresiones para  $L$  y  $C$ :

- Anillos adelante-atrás no ponderados

$$L = \frac{n(n+k-2)}{2k(n-1)} = O(n) \quad C = \frac{3(k-2)}{2(k-1)} = O(1). \quad (10.3)$$

- Anillos adelante no ponderados

$$L = \frac{n(n+k-2)}{2k(n-1)} = O(n) \quad C = \frac{1}{2} = O(1). \quad (10.4)$$

- Mallas adelante-atrás no ponderadas

$$L = \frac{2\sqrt{n} + k - 4}{k} = O(n^{\frac{1}{2}}) \quad C = \frac{3(k-2)}{2(k-1)} = O(1). \quad (10.5)$$

- Mallas adelante no ponderadas

$$L = \frac{2\sqrt{n} + k - 4}{k} = O(n^{\frac{1}{2}}) \quad C = \frac{1}{2} = O(1). \quad (10.6)$$

- Anillos adelante ponderados

$$L = O(n) \quad C = O(1) \quad (10.7)$$

- Mallas adelante ponderadas

$$L = O(n^{\frac{1}{2}}) \quad C = O(1) \quad (10.8)$$

EL valor de  $L$  para mallas no ponderadas se obtienen observando que  $d(v_{ij}, v_{i'j'}) = d(v_{ij}, v_{ij'}) + d(v_{ij'}, v_{i'j'})$  y usando el resultado conocido para anillos no ponderados. Los resultados para grafos ponderados son debidos a la relación  $\delta d_u(u, v) < d_w(u, v) < d_u(u, v)$  y al hecho de que  $\delta > 0$  donde  $d_w$  es la distancia entre dos nodos

en grafos ponderados y  $d_u$  es la distancia entre dos nodos en grafos no ponderados. También se usa el hecho de que el peso de cada conexión toma un valor mayor que 0.

En el caso de grafos aleatorios  $L$  escala como  $\log(n)$  y  $C$  tiende a 0 cuando  $n$  tiende a infinito (ver fig 10.4). Esto significa que nuestros modelos regulares tienen un régimen de escalado diferente al régimen de escalado de un grafo aleatorio. Lo anterior nos hace esperar que en algún punto cuando transformamos estos modelos regulares en grafos aleatorios debe haber un cambio de fase tanto en el valor de  $L$  como en el valor de  $C$ . Si este cambio de fase se produce para diferentes valores de  $p$  para  $L$  y para  $C$  podemos construir modelos de mundo pequeño a partir de estos sustratos regulares, y por tanto, podemos hablar de que existen grafos de mundo pequeño para estos modelos.

### 10.3. Comportamiento de los parámetros

En esta sección se van a explorar los valores de  $L$  y  $C$  cuando los modelos descritos en la sección anterior son transformados de regulares a aleatorios.

Si aplicamos el procedimiento descrito en el capítulo 6 a los modelos presentados en las secciones anteriores se puede observar que todos los modelos no ponderados presentan una zona clara de mundo pequeño. Para todos los modelos no ponderados hay un rango claro de valores de  $p$  donde  $L$  es bajo pero  $C$  mantiene un valor alto. En la figura 10.5 se pueden ver los valores de  $L$  y  $C$  para anillos y mallas no ponderados.

En el caso de grafos ponderados, las mallas también presentan un área de mundo pequeño muy clara, sin embargo los anillos presentan un rango mucho menor de valores de  $p$  donde  $L$  es bajo pero  $C$  es alto. Este hecho es debido al bajo número de ramas modificadas en el anillo para valores bajos de  $p$  y al hecho de que en el caso de grafos ponderados una rama modificada puede hacer que los caminos sean más largos mientras que, en general, en el caso de grafos no ponderados, la modificación de una rama no produce un aumento en la longitud de los caminos. Cuando un número

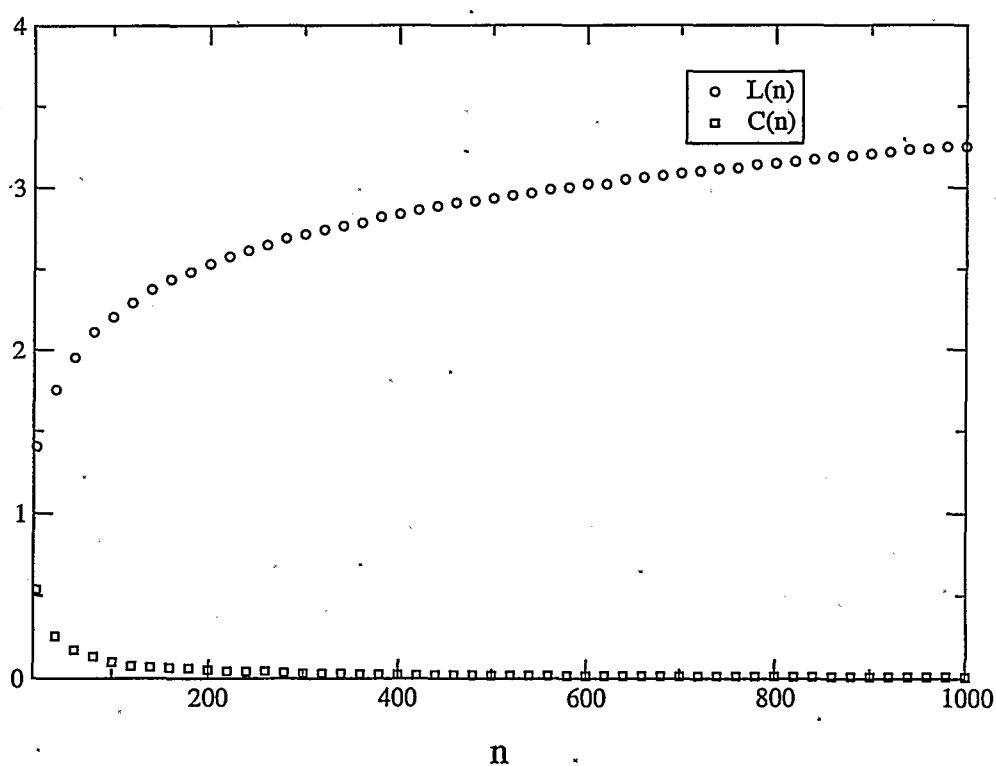


Figura 10.4: Valores de  $L$  (cuadrados) y  $C$  (triángulos) como función de  $n$  para grafos aleatorios dirigidos. Los gráficos son el promedio de 100 experimentos cada uno.

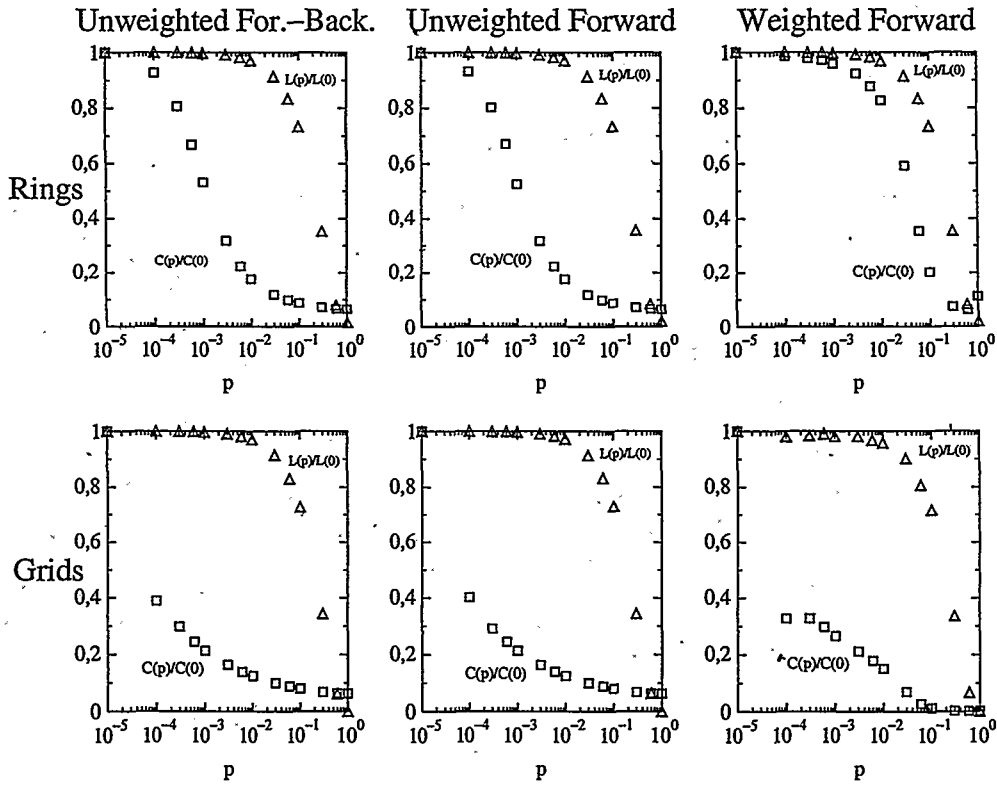


Figura 10.5: Valores normalizados de  $L$  (cuadrados) y  $C$  (triángulos). Anillo  $n = 1000$ ,  $k = 10$ . Malla  $n = 250000$ ,  $k = 12$ . Los gráficos son el promedio de 100 experimentos cada uno.

pequeño de ramas se modifican la longitud de los caminos permanece prácticamente constante. Anillos con un número mayor de nodos producen un área de mundo pequeño mayor. Los valores normalizados de  $L$  y  $C$  para anillos y mallas dirigidas y ponderadas se pueden ver en la figura 10.5.

# Capítulo 11

## Conclusiones

Una de las conclusiones más importantes de esta tesis, que ya proponíamos en la introducción como objetivo, es señalar la importancia que tiene la coordinación entre la topología seleccionada para una red y el rendimiento de los diferentes protocolos o algoritmos que se pueden ejecutar sobre esta red. Las conclusiones concretas se dividen en las siguientes partes:

1. Topología para la colaboración entre agentes:
  - a) Se ha presentado un marco para el análisis de dinámicas simples sobre diferentes topologías que van desde una topología basada en un anillo regular a una topología aleatoria, estudiando el rango de posibles patrones de conectividad presentes entre ambos extremos. Mientras otros métodos de análisis de topologías no tienen en cuenta aspectos como el coste de la red, la aproximación aquí presentada valora tanto el rendimiento de la red como el coste de construcción de la misma.
  - b) Las conexiones aleatorias permiten un flujo rápido de datos, pero la construcción de la red presenta un alto coste. Las redes regulares presentan el peor flujo de datos mientras que su coste de construcción es bajo. La topología de mundo pequeño presenta un rendimiento óptimo frente a otro tipo de topologías (regular, aleatoria) utilizadas como modelos de

redes de comunicación entre agentes.

2. Topologías jerárquicas:

- a) Se presenta un nuevo tipo de sustrato regular que presenta propiedades jerárquicas similares a las de algunas redes de comunicaciones.
- b) Este nuevo sustrato presenta propiedades que lo hacen adecuado como sustrato inicial para construir grafos de tipo mundo pequeño a partir de él.
- c) El sustrato elegido cambia los valores de ciertas métricas dinámicas para los protocolos de comunicación más utilizados dentro de una red de agentes.
- d) La zona de mundo-pequeño es una zona óptima para una medida promedio entre el tiempo de transmisión y el error para anillos, salvo para el caso del algoritmo de enrutado por desvío debido a la influencia de la parte de paseo aleatorio de este algoritmo.

3. Ataques y resistencia.

- a) Se estudian algunas estrategias de ataque a redes (aleatoria, basada en grado y basada en flujo) sobre los principales modelos de redes de comunicaciones.
- b) Se presenta un modelo mixto de red mundo pequeño-libre de escala.
- c) Se presenta un nuevo algoritmo aproximado para el cálculo de ataques óptimos a redes de comunicaciones.
- d) Este nuevo algoritmo mejora los resultados de los algoritmos aproximados presentados en la bibliografía.
- e) Los modelos aleatorio y mixto se presentan como los más resistentes frente a los ataques estudiados.

4. Otras redes.

- a) Se presentan modelos de grafos regulares dirigidos y ponderados que presentan un comportamiento de escala similar al de grafos no dirigidos equivalentes.
- b) Estos nuevos sustratos presentan una direccionalidad y ponderación presentes en otros tipos de redes tales como las redes biológicas.
- c) Estos nuevos sustratos presentan un área de mundo pequeño cuando son convertidos de grafos regulares a grafos aleatorios.
- d) En general los grafos ponderados de tipo anillo necesitan un mayor número de nodos para presentar un área clara de mundo pequeño.

Se ha tratado de detallar los métodos más aceptados para la modelización de redes de comunicaciones así como de las métricas que se emplean sobre estas redes. Se pretende que este trabajo sea al mismo tiempo una referencia clara de las direcciones de trabajo que se han seguido hasta la fecha y una herramienta útil para cualquier profesional interesado en la construcción de modelos de redes comunicaciones.





## Apéndice A

# Principales protocolos y algoritmos de enrutado en Internet

En este apéndice se presenta el funcionamiento básico de Internet así como los protocolos de enrutado de paquetes más importantes.

El protocolo **IP** es el protocolo de la capa de red utilizado en Internet (la capa de red es la encargada de determinar como se encaminan los paquetes de información desde la fuente al destino) y constituye la base del funcionamiento de Internet. Usualmente se le asocia con el protocolo **TCP** (Transmission Control Protocol) que es el protocolo de la capa de transporte. La unión de ambos protocolos es el denominado protocolo **TCP/IP**. El funcionamiento conjunto de estos dos protocolos permite la transmisión de paquetes entre redes que pueden ser de tipo y funcionamiento muy diferente. Cada conexión a Internet tiene asignada una dirección de 32 bits. Esta dirección consta de dos partes, la parte de red y la parte de host.

La parte de red de una dirección puede ser de cinco tipos:

- Tipo 1: Redes con millones de ordenadores.
  - La dirección IP empieza por el bit 0. El primer byte es el número de red y los tres restantes el número de conexión.
- Tipo 2: Redes con miles de ordenadores.

- La dirección IP empieza por los bits 10. Los dos primeros bytes son el número de red y los dos siguientes el número de conexión.
- Tipo 3: Redes con cientos de ordenadores.
  - La dirección IP empieza por los bits 11. Los tres primeros bytes son el número de red y el último es el número de conexión.
- Tipos 4 y 5: empiezan por 1110 y 11110 y se reservan para multitransmisión y uso futuro respectivamente.

La información que se envía de unas máquinas a otras es transportada en paquetes. Cada protocolo de Internet establece el formato y longitud de sus paquetes. El paquete IP o datagrama es la unidad de transporte dentro del protocolo IP. Los paquetes IP contienen (entre otras) la siguiente información: Tipo de servicio, longitud de paquete, tiempo de vida que le queda al paquete, dirección IP de origen, dirección IP de destino y los datos que se desean transmitir. Los paquetes viajan a través de la red, mediante saltos entre unas máquinas especiales llamadas enrutadores. Los enrutadores (pasarela, gateway, router) son las máquinas que se encargan de transmitir los paquetes IP de unas redes a otras. Para ello es necesario que el enrutador esté físicamente conectado a todas las redes entre las que deba transmitir paquetes. Los enrutadores intercambian información sobre rutas mediante el uso de protocolos. Los enrutadores también son los encargados de realizar los cambios necesarios en los paquetes para que estos puedan atravesar redes de distintos tipos (fibra óptica, satélite, cable de cobre, etc).

Cuando un enrutador recibe un paquete por una de las entradas, mira el destino al cual va dirigido el paquete y lo envía por una de sus salidas siguiendo algún criterio de optimalidad, cada uno de estos criterios se llaman protocolos de enrutado. Existen dos grandes familias de protocolos de enrutado, los enrutados basados en tablas de ruta, y aquellos que no se basan en tablas. Veremos en primer lugar los algoritmos basados en tablas de ruta.

#### **Distribución por Internet de paquetes IP basado en tabla**

En los algoritmos basados en tabla de ruta cada ordenador (host o router) conectado a Internet mantiene una tabla de rutas, esta tabla se utiliza para decidir a que ordenador se enviaran los paquetes IP en función de la dirección de destino del paquete. La tabla de ruta es una estructura almacenada en memoria, que se inicializa mediante un fichero o una serie de comandos almacenados en el batch de arranque del ordenador y que se puede consultar en UNIX mediante el comando *netstat -nr*, la salida del comando tiene el siguiente formato:

Destination Gateway Flags .....

127.0.0.1 127.0.0.1 UH

128.66.12.0 128.66.12.2 U

128.66.1.0 128.66.12.3 UG

0.0.0.0 128.66.12.4 UG

Cuando un router recibe un paquete IP sigue el siguiente proceso para tomar la decisión de por cual de las redes a las que está conectado debe enviar el paquete:

1. En primer lugar, obtiene la dirección IP del destino de la información proporcionada por el paquete,
2. a continuación obtiene el número de la red de destino de la dirección IP del destino.
3. Si la dirección de la red de destino corresponde a una red directamente conectada al router envía el paquete a la dirección de destino.
4. Si por el contrario, si la dirección IP corresponde con alguna de las entradas de la tabla de ruta, envía el paquete al gateway indicado en la tabla.
5. Si no encuentra la red en la tabla de ruta y existe gateway por defecto envía el paquete a ese gateway
6. Si nada de lo anterior de cumple descarta el paquete

La inmensa mayoría de los routers no modifican sus tablas de ruta para tener en consideración cambios en la situación de la red (routers que se caen o que aparecen, caminos muy congestionados, etc...) sino que éstas son precalculadas en función de los datos conocidos de la red (topología, carga de determinados routers, necesidades de transmisión, etc...) y cargadas en tiempo de arranque de la máquina. Otros routers tienen tablas de ruta dinámicas, que se adaptan a la situación de la red. Para ello necesitan protocolos con los que comunicarse con otros routers para obtener y transmitir información del estado de la red y algoritmos que utilicen esos datos para modificar su propia tabla de ruta. En el caso de tablas dinámicas, una vez obtenida la información sobre el estado de la red es necesario procesar los datos para obtener rutas óptimas según algún tipo de criterio. Para obtener tablas de distancias mínimas se utilizan algoritmos estándar como Dijkstra (caminos mínimos sobre grafos ponderados) sobre el grafo formado por la red. Si se desean obtener flujos máximos (cada conexión se le asigna una capacidad y se desea obtener el camino entre dos puntos del grafo que me permite obtener un flujo máximo) se emplea el algoritmo de Ford-Fulkerson.

En los algoritmos de rutas dinámicas es necesario establecer entre las distintas máquinas de la red protocolos de comunicación de rutas. Usualmente un protocolo de comunicación de rutas está asociado a un algoritmo de modificación de tablas de ruta debido a que el algoritmo empleado ha de utilizar la información que el protocolo seleccionado le proporciona. Dado que un router puede conectar redes que pertenezcan a un mismo sistema autónomo o conectar redes de distintos sistemas autónomos, los routers suelen usar distintos tipos de protocolos en función del tipo de redes que conectan.

Los sistemas autónomos son redes o conjuntos de redes y enrutadores que conectan estas redes, gestionados por una autoridad común única, por ello todos los enrutadores de un sistema autónomo comparten los mismos protocolos de intercambio de información sobre rutas. Los protocolos de comunicación de rutas son diferentes cuando las máquinas pertenecen al mismo sistema autónomo o a sistemas autónomos

distintos. Los routers que conectan redes pertenecientes al mismo sistema autónomo utilizan un protocolo de pasarela interior. Los routers que conectan redes de diferentes sistemas autónomos suelen utilizar un protocolo de pasarela exterior.

Entre los protocolos de pasarela exterior más utilizados figuran el protocolo EGP y el protocolo BGP. El protocolo EGP (Exterior gateway protocol) se utiliza entre routers pertenecientes a diferentes sistemas autónomos. Cada cierto tiempo cada par de routers envía información a su par de las redes de su mismo sistema autónomo que se pueden alcanzar a través de ese router. También informa a su par de que el propio router está funcionando. El router par usa un algoritmo de tipo  $k$  de  $n$  para decidir si el router está activo o no. Los routers del backbone no tienen la restricción de solamente poder informar de redes de su propio sistema. El protocolo EGP también informa a su par de la distancia a cada red con respecto a una red determinada perteneciente a su mismo sistema autónomo. Sin embargo no especifica que significa la distancia informada (saltos, retraso, calidad). Por tanto el protocolo EGP no utiliza la información de distancia (excepto para el valor 255 que significa que la red no se puede alcanzar).

El protocolo BGP (Border gateway protocol) empieza (1997) reemplazar al EGP, porque entre otra cosas, contempla la posibilidad de limitaciones de transmisión de paquetes a través de un router por razones políticas o económicas aunque ello signifique seleccionar una trayectoria peor. En el protocolo EGP cada router informa a los routers con los que está conectado de las redes que se pueden alcanzar a través de este router y del camino que seguirá el paquete hasta alcanzar esa red. Una vez que un router recibe las rutas posibles a cada red, descarta aquellas que pasan por sí mismo, aquellas que se han de descartar por razones políticas/económicas y selecciona la más corta (según alguna ponderación) de todas las posibles.

Los protocolos de pasarela interior son aquellos utilizados por las máquinas de un mismo sistema autónomo. Entre los más utilizados en Internet figuran RIP, HELLO, IS-IS y OSPF. El protocolo RIP es el protocolo de pasarela interior más utilizado ya que forma parte de BSD Unix a partir de la versión 4.0. En el protocolo

RIP cada router informa a sus vecinos a intervalos fijos de tiempo (o en el caso de situaciones especiales en intervalos menores al prefijado) de las redes que se pueden alcanzar a través de ese router y a que distancia (en saltos entre routers) está de este router donde el valor 15 significa distancia infinita. RIP también permite realizar peticiones explícitas de información. Cada router, una vez recibida la información de sus vecinos actualiza su tabla de ruta utilizando un algoritmo de distancia mínima conocido como Bellman-Ford (si la distancia que tengo a una red es mayor que la que me indica otro router +1 entonces selecciono ese router para enviar paquetes a esa red). A cada router se le asigna un tiempo de vida (que puede ser infinito), pasado ese tiempo, ese router se elimina salvo que se hayan recibido mensajes RIP desde ese router. El protocolo RIP puede caer en el fallo del conteo a infinito, que puede ser solucionado mediante una técnica de recorte de horizonte (cada router se guarda información sobre el router que utilizó para crear cierta ruta a una red y no informa a ese router de una ruta alternativa a esa red si el costo es mayor que el que obtuvo). RIP también implementa a veces la heurística de Poison inversa (cada router se guarda información sobre el router que utilizó para crear cierta ruta a una red e informa a ese router de distancia infinita a esa red si el costo es mayor que el que obtuvo) pero se puede demostrar que esta heurística no funciona con todas las topologías. El protocolo HELLO es similar a RIP excepto en que la métrica se basa en el tiempo empleado en enviar paquetes entre dos routers.

Una familia importante de protocolos de enrutado que se está extendiendo de forma muy rápida en Internet son los protocolos de estado de enlace, protocolos IS-IS (intermediate-system intermediate system) y OSPF (Open Shortest path first)

Esencialmente los protocolos de estado de enlace siguen los siguientes pasos:

1. Descubre a sus vecinos y obtiene sus direcciones de red.
2. Mide el costo con respecto a una o varias métricas a sus vecinos.
3. Construye un paquete conteniendo la información que ha obtenido
4. Envía ese paquete a los demás enrutadores usualmente mediante inundación

limitada.

5. Construye la trayectoria más corta (Dijkstra) a todos los demás enrutadores.

El protocolo IS-IS es el usado por NSFNET. Cada router informa de las redes con las que está conectado directamente y del estado de las mismas. OSPF es muy similar a IS-IS salvo que incorpora un mejor mecanismo de difusión y actualización de los paquetes de información. Además introduce el concepto de área (fuera de cada área la topología y detalles no son visibles) y jerarquía de áreas (el área 0 es el backbone), enrutador designado (el único de una lan que es capaz de hablar con enrutadores de otra lan) y la utilización de múltiples métricas (mediante el uso de múltiples grafos).

La otra gran familia de protocolos de enrutado son aquellos algoritmos no basados en tablas de ruta. Estos algoritmos se usan en aquellas situaciones en las que es necesario no enviar cada paquete por una única línea de salida sino por múltiples líneas (redes militares, difusión de partes meteorológicos o de información financiera, estaciones de radio por internet, etc). Los algoritmos no basados en tablas de ruta son inundación e inundación selectiva. En el algoritmo de inundación cada paquete se envía por todas las líneas de salida del router excepto por la que entró. En el caso de inundación selectiva cada paquete se envía por aquellas líneas de salida del router que van aproximadamente en la dirección correcta.

A continuación se muestran la rutas recorridas por un paquete enviado desde España hasta máquinas situadas en China, Alemania y Estados Unidos.

#### A China

1	1 ms	1 ms	1 ms	irisgw.uam.es [150.244.56.1]
2	70 ms	68 ms	55 ms	S1-1-1.EB-Madrid3 [130.206.207.5]
3	82 ms	57 ms	72 ms	A0-0-2.EB-Madrid00 [130.206.224.85]
4	104 ms	59 ms	43 ms	A6-0-0-1.EB-Madrid0 [130.206.224.74]
5	103 ms	133 ms	109 ms	194.69.226.13



6	131 ms	129 ms	140 ms	195.219.101.1
7	*	1563 ms	1566 ms	195.219.96.34
8	1598 ms	1612 ms	1607 ms	if-5-2.core1.NewYork [195.219.0.190]
9	1991 ms	1996 ms	*	if-0-0-0.bb3.NewYork [207.45.221.69]
10	*	2002 ms	*	204.6.117.121
11	2108 ms	*	2179 ms	nw2.isc.psi.net [38.1.10.3]
12	1775 ms	1822 ms	2043 ms	rc4.nw.us.psi.net [38.1.23.228]
13	1837 ms	1855 ms	1837 ms	nw.us.psi.net [204.6.107.16]

## A Estados Unidos

1	<10 ms	1 ms	24 ms	irisgw.uam.es [150.244.56.1]
2	49 ms	34 ms	60 ms	S1-1-1.EB-Madrid3 [130.206.207.5]
3	95 ms	91 ms	67 ms	A0-0-2.EB-Madrid00 [130.206.224.85]
4	60 ms	55 ms	62 ms	A6-0-0-1.EB-Madrid0 [130.206.224.74]
5	134 ms	488 ms	120 ms	194.69.226.13
6	182 ms	203 ms	196 ms	195.219.101.1
7	1641 ms	1609 ms	1605 ms	195.219.96.34
8	1709 ms	1636 ms	1664 ms	if-5-2.core1.NewYork [195.219.0.190]
9	*	*	*	Tiempo de espera agotado.
10	1720 ms	1714 ms	1717 ms	if-0-0.core1.Seattle [207.45.223.53]
11	2063 ms	*	*	if-11-0-0.bb1.Seattle [207.45.222.38]
12	1763 ms	1702 ms	*	ix-2-0-0.bb1.Seattle [207.45.213.254]

## A Alemania

1	1 ms	1 ms	<10 ms	irisgw.uam.es [150.244.56.1]
2	366 ms	170 ms	64 ms	S1-1-1.EB-Madrid3 [130.206.207.5]
3	227 ms	104 ms	61 ms	A0-0-2.EB-Madrid00 [130.206.224.85]
4	*	487 ms	*	rediris.es.ten-155.net [212.1.192.157]
5	59 ms	93 ms	124 ms	de-fr.de.ten-155.net [212.1.192.53]

6	85 ms	124 ms	97 ms	IR-Frankfurt1 [212.1.192.134]
7	61 ms	84 ms	104 ms	ZR-Frankfurt1 [188.1.164.21]
8	91 ms	107 ms	137 ms	ZR-Leipzig1 [188.1.144.186]
9	103 ms	84 ms	109 ms	Uni-Magdeburg1 [188.1.172.46]
0	255 ms	415 ms	724 ms	KR-Uni-Magdeburg1 [188.1.7.90]
1	119 ms	112 ms	111 ms	ftp.uni-magdeburg.de [141.44.1.11]



## Apéndice B

### Parámetros del estándar QoS

En este apéndice se describen los principales parámetros del estándar QoS. El Estándar QoS define una serie de parámetros que el proveedor de un transporte y un usuario de ese servicio pueden acordar con el fin de definir la calidad del servicio prestado por el proveedor de forma concreta. En general los parámetros del QoS son negociables y se requiere que una vez acordados el proveedor del servicio los cumpla o los mejore.

Los parámetros mas importantes del QoS son:

- *Tasa pico de paquetes:* Es la rapidez máxima con la que el usuario puede enviar paquetes.
- *Tasa sostenida de paquetes:* Es el número medio de paquetes que el usuario puede mandar por unidad de tiempo.
- *Tasa mínima de paquetes:* Es el número mínimo de paquetes que el usuario debería poder enviar por unidad de tiempo. El proveedor debe garantizar que el usuario siempre podrá enviar ese número de paquetes en cada unidad de tiempo.
- *Variación de retardo de paquetes:* Mide la uniformidad con la que se entregan los paquetes. Es la diferencia media de tiempo entre la entrega de un paquete

y la entrega del siguiente paquete.

- *Tolerancia de variación del retardo de paquetes:* Esta medida es específica de las redes ATM e indica la variación máxima que habrá en los tiempos de transmisión de los paquetes.
- *Tasa de pérdida de paquetes:* Es el número de paquetes transmitidos que no llegan a su destino.
- *Retardo de transferencia de paquetes:* Es el tiempo promedio que los paquetes tardan en llegar de la fuente al destino.
- *Tasa de errores de paquetes:* Es la fracción de paquetes que se entregan con uno o mas bits erróneos.
- *Tasa de bloques de paquetes con errores serenos:* Esta medida es específica de las redes ATM. Es la fracción de bloques de N paquetes en los que M o mas paquetes contienen errores.
- *Tasa de mala inserción de paquetes:* Es la tasa de paquetes que son entregados a un destinatario incorrecto por errores producidos en la cabecera del paquete.

En la tabla B.1 Se pueden ver los parámetros del QoS así sus siglas.

Parámetro	Siglas	Nombre
Tasa pico de paquetes	PCR	Peak Cell Rate
Tasa sostenida de paquetes	SCR	Sustained Cell Rate
Tasa mínima de paquetes	MCR	Minimum Cell Rate
Variación de retardo de paq.	CDV	Cell Delay Variation
Toler. variación retardo de paq.	CVDT	Cell Variation Delay Tolerance
Tasa de pérdida de paquetes	CLR	Cell Loss Ratio
Retardo de transferencia de paq.	CTD	Cell Transfer Delay
Tasa de errores de paquetes	CER	Cell Error Ratio
Tasa de bloq. con errores severos	SECBR	Severly-Errored Cell Block Ratio
Tasa de mala inserción de paq.	CMR	Cell Misinsertion Rate

Cuadro B.1: Parámetros del estándar QoS



## Apéndice C

### Pseudocodigo para construir redes regulares con un alto número de componentes biconexas con un número impar de vecinos

Procedure CreateRegularStubsOdd( $n, k$ )

//  $n$  número de nodos en el grafo

//  $k$  vecinos por nodo

// Construimos el anillo central

For  $j = 1$  to  $n/(k+3)$

For  $l = 1$  to  $(k-1)/2$

// ramas bidireccionales

AddEdge (  $j, (j+1) \bmod (n/k+3)$  )

// Añade un grafo terminal



```
// a cada nodo del grafo central
```

```
For j = 1 to n/k+3
```

```
  AddStubOdd(j)
```

```
End Procedure CreateRegularStubs
```

```
Procedure AddStubEven(x)
```

```
// x = nodo al cual añadir el grafo terminal
```

```
// para cada nodo en el grafo terminal
```

```
For j= n/(k+3)+ x*(k+2)
```

```
  to n/(k+3)+ x*(k+2) + k + 1
```

```
// numero de vecinos
```

```
For v=1 to (k-1)/2
```

```
// comprobamos posibles conexiones ciclicas
```

```
  if j+v < n/(k+3)+ x*(k+2)+ k + 2
```

```
    ind = j+v
```

```
  else
```

```
    ind = (j+v)-(k+2)
```

```
  AddEdge(j,ind)
```

```
// Unimos pares de nodos en el grafo
```

```
// terminal excepto la conexión
```

```
// con el anillo central
```

```
For j= n/(k+3)+ x*(k+2)+1 to
    n/(k+3)+ x*(k+2) + (k + 1)/2
    AddEdge(j,j+((k+1)/2))

// finalmente conectamos el grafo terminal
// con el anillo central
AddEdge(n/(k+3)+ x*(k+2),x)

End Procedure AddStubEven
```



## Apéndice D

### Pseudocódigo para construir redes regulares con un alto número de componentes biconexas con un número par de vecinos

Procedure CreateRegularStubsEven( $n, k$ )

  //  $n$  número de nodos en el grafo

  //  $k$  vecinos por nodo

  // Construimos el anillo central

  For  $j = 1$  to  $n/(k+3)$

    For  $l = 1$  to  $(k-1)/2$

      // ramas bidireccionales

      AddEdge (  $j$  ,  $(j+1) \bmod (n/k+3)$  )

  // Añade un grafo terminal

```
// a cada nodo del grafo central
```

```
For j = 1 to n/k+3
```

```
  AddStubEven(j)
```

```
End Procedure CreateRegularStubsEven
```

```
Procedure AddStubEven(x)
```

```
  // x = nodo al cual añadir el grafo terminal
```

```
  // para cada nodo en el grafo terminal
```

```
  For j= n/(k+3)+ x*(k+2)
```

```
    to n/(k+3)+ x*(k+2) + k + 2
```

```
  // numero de vecinos
```

```
  For v=1 to k/2
```

```
    // comprobamos posibles conexiones ciclicas
```

```
    if j+v < n/(k+3)+ x*(k+2)+ k + 2
```

```
      ind = j+v
```

```
    else
```

```
      ind = (j+v)-(k+2)
```

```
    AddEdge(j,ind)
```

```
  // borramos la rama n/(k+3)+ x*(k+2), n/(k+3)+ x*(k+2) +1
```

```
  EliminaRama(n/(k+3)+ x*(k+2),n/(k+3)+ x*(k+2)+1)
```

```
// finalmente conectamos el grafo terminal  
// con el anillo central  
AddEdge( $n/(k+3) + x(k+2)$ , x)  
AddEdge( $n/(k+3) + x(k+2) + 1$ , x)
```

```
End Procedure AddStubEven
```



# Bibliografía

- [1] B. Cheswick and H. Burch, "Mapping the Internet", *Computer*, **32**(4) (1999) 97.
- [2] K. Claffy, "CAIDA: Visualizing the Internet", *Internet Computing Online*, <http://computer.org/internet/v5n1/caida.html> (2001)
- [3] K. Claffy, "Measuring the Internet", *IEEE Internet Computing* **4**(1) (2000) 73-75.
- [4] R. Albert, H. Jeong and A. Barabási A. "Diameter of the World-Wide Web", *Nature*, **401**, 9 September 1999.
- [5] The CAIDA group, "Performance Myth in internet, root DNS system performs well", <http://www.caida.org/outreach/presentations/Myths2002/mgp00026.html>
- [6] P. Barford, A. Bestavros, J. Byers and M. Crovella, "On the Marginal Utility of Network Topology Measurements", *Proceedings of the ACM SIGCOMM Internet Measurement Workshop 2001, CA*, (2001)
- [7] The CAIDA group, "DoS Attacks", <http://www.caida.org/outreach/presentations/Myths2002/>
- [8] The CAIDA group, "Routing mith, intra country traffic stays there", <http://www.caida.org/outreach/presentations/Myths2002/mgp00032.html>
- [9] A. Broido, E. Nemeth and K.C. Klaffy, "Internet Expansion, Refinement and Churn", *European Journal of Communication* In Press.



- [10] Musiccity, Morpheus group, <http://www.musiccity.com/>
- [11] F. Corbacho F. and M. A. Arbib, "Schema-based Learning: Towards a Theory of Organization for Adaptive Autonomous Agents", Proceedings of the First International Conference on Autonomous Agents. Santa Monica, CA, 520 (1997).
- [12] M. Fletcher, E. Garcia-Herreros, J. H. Chirstensen, S. M. Deen and R. Mittman "An Open Architecture for Holonic Cooperation and Autonomy", Proceedings of the Workshop on Database and Expert Systems Applications DEXA 2000, Greenwich, London, IEEE Computer Society, Los Alamitos, California (2000).
- [13] D. J. Watts and S. H. Strogatz, "Collective dynamics of small-world networks", *Nature* **393**, 440 (1998).
- [14] E. W. Zegura, K. L. Calvert and M. J. Donahoo, "A Quantitative Comparison of Graph-Based Models for Internet Topology", *IEEE/ACM Transactions on Networking* **5**(6) (1997).
- [15] A. G. Phadke and J. S. Thorp, "Computer Relaying for Power systems", Wiley, New York, (1988).
- [16] S. Milgram, "The Small World Problem", *Psychology today*, **2** (1967), 60-67.
- [17] L. A. Adamic, "The Small World Web", Proceedings of the Third European Conference on Research and Advanced Technology for Digital Libraries, ECDL'99, Springer Verlag, Heidelberg, Germany, (1999).
- [18] T. B. Achacoso and W. S. Yamamoto, "AY's Neuroanatomy of C.elegans for Computation", CRC Press, Boca Raton, Florida, (1992).
- [19] T. Araújo and R. Vilela Mendes, "Function and Form in Networks of Interacting Agents", *Complex Systems* **12** (2000) 357-378.
- [20] R. Albert, H. Jeong and A. L. Barabási, "Error and Attack tolerance of complex networks", *Nature*, **406**, (2000)

- [21] T. Aura, M. Bishop and D. Sniegowski, "Analyzing single-server network inhibition", Proceedings of the 13th IEEE computer Security Foundations Workshop, IEEE Computer Society, Los Alamitos, California (2000)
- [22] L. Brakmo, S. O'Malley and L. Peterson, "TCP Vegas, New Techniques for congestion detection and avoidance", Proc. ACM Sigcomm'94 1994 24-35.
- [23] D. Mitzel and S. Shenker, "Asymptotic resource consumption in multicast reservation styles", Proc. ACM Sigcomm'94 1994 226-233.
- [24] C. Williamson, "Optimizing file transfer response time using the loss-load curve congestion control mechanism", Proc. ACM Sigcomm'93 1993 53-62.
- [25] Behrens and J. J. Garcia Luna-Aceves, "Distributed scalable routing based on link-state vectors", Proc. ACM Sigcomm'94 1994 136-147.
- [26] S. Sibal and A. DeSimone, "Controlling alternate routing in general mesh packet flow networks", Proc. ACM Sigcomm'94 1994 156-163.
- [27] W. T. Zaumen and J. J. Garcia Luna-Aceves, "Dynamics of distributed shortest-path routing algorithms", Proc. ACM Sigcomm'91 1991
- [28] D. Sidhu, T. Fu, S. Abdallah, R. Nair, and R. Roltun, "Open Shortest path first (OSPF) routing protocol simulation", Proc. ACM Sigcomm'93 1993 53-62.
- [29] D. C. Verna and P. M. Gopal, "Routing reserved bandwidth multi-point connections", Proc. ACM Sigcomm'93 1993.
- [30] B. M. Waxman, "Routing of multipoint connections", IEEE J. Select Areas Commun, Vol. 6 no. 9 1988, pp 1617-1622.
- [31] K. Calvert, M. Doar and E. W. Zegura. "Modeling Internet Topology", IEEE Communications Magazine, June 1997.
- [32] E. W. Zegura, K. Calvert and S. Bhattacharjee. "How to Model an Internet-work". Proceedings of IEEE Infocom '96, 1996.

- [33] G. Chartrand, "Introductory Graph Theory", Dover Publications, Mineola New York 1985.
- [34] M.A. Boudourides and G.P. Antypas, "A Simulation of the Structure of the World Wide Web", Sociological Research Online, Febrero 2002.
- [35] R. Monasson, "Diffusion, localization and dispersion on small-world lattices", Europhys. J. B 12 155 2000.
- [36] M. Faloutsos, P. Faloutsos and C. Faloutsos, "On Power-law relationships of the Internet Topology", Proc ACM SIGCOMM, Comput. Comun. 29 251 1999
- [37] C. Aguirre, F. Corbacho and R. Huerta, "Static and Dynamic properties of Small-World connection topologies based on Transit-stub Networks", Submitted to Complex Sytems 2002. P
- [38] C. Aguirre, F. Corbacho, R. Huerta, "A realistic substrate for Small-world networks modeling". Proceedings of the 12th International Workshop on Database and Expert Systems Applications, IEEE Computer Society, 2001. C
- [39] L. A. Adamic, "The Small-World Web", Nature 401, 131 1999.
- [40] A. L. Barabasi and R. Albert, "Emergence of Scaling in Random Networks", Science 286 509-511 1999
- [41] S. Yook, H. Jeong, and A.-L. Barabasi, "Modeling the Internet's large-scale topology", Proceedings of the National Academy of Sciences, 2001.
- [42] M. Doar and S. Shenker, "How bad is naive multicast routing ?" Proc. ACM Sigcomm'93 1993 82-99.
- [43] L. Wei and D. Estrin, "The trade-offs of multicast trees and algorithms" Int. Conf. Computer Communication and Networks 1994.
- [44] R. Pastor-Satorras and A. Vespignani "Epidemic spreading in scale-free networks". Physical Review Letters, 86, 3200 - 3203 (2001).

- [45] D. J. Watts, "Small Worlds: The dynamic of Networks between Order and Randomness" Princeton University Press, Princeton, New Jersey, 1999.
- [46] P. Erdős and A. Rényi, "On Random Graphs I.", Publ Math. Debrecen 6, 1959, 290-297.
- [47] B. Bollobas, "Random Graphs", Harcourt Brace Jovanovich, Orlando, Florida, 1985.
- [48] B. Bollobas, "Modern Graph Theory", Springer, New York, 1998.
- [49] S. Bhattacharjee, K. Calvert and E. Zegura, "Extending random graph theory to topologies with hierarchy and locality", College of Computing, Georgia Tech, Tech Rep. 1997
- [50] C. Aguirre, R. Huerta, F. Corbacho P. Pascual "Analysis of biologically inspired Small-World networks" submitted to ICANN 2002 2002.
- [51] J. G. White, E. Southgate, J.N. Thompson and S Brenner, "The structure of the nervous system of the nematode *Caenorhabditis elegans*", Philosophical Transactions of the Royal Society of London. Series B 314 (1986) 1-340
- [52] L.F. Lago, R. Huerta, F. Corbacho, J.A. Siguenza, "Fast Response and Temporal Coding on Coherent Oscillations in Small-world Networks", Physical Review Letters, 84 (12) (2000), 2758-2761.
- [53] F. Comellas, J. Ozón and J.G. Peters, "Deterministic small-world communication networks", Information Processing Letters 76 (1-2) (2000) 83-90.
- [54] S. N. Dorogovtsev and J. F.F. Mendes, "Exactly solvable analogy of small-world networks", Europhysics Letters 50(1) (2000)
- [55] J. A. Bondy and U.S.R. Murty, "Graph Theory with applications", Amsterdam North-Holland, 1976.

- [56] J. Crowcroft, Z. Wang, A. Smith and J. Adams, "A Rough Comparison of the IETF and ATM Service Models", *IEEE Network Magazine*, vol 9, 12-16, 1995
- [57] A.-L. Barabasi, H. Jeong, R. Ravasz, Z. Neda, T. Vicsek, A. Schubert, "On the topology of the scientific collaboration networks" *PHYSICA A*, 2001.
- [58] K. Kaneko, "Lyapunov analysis and information flow in coupled map lattices", *Physica* 23D, 1986, 436-447.
- [59] R. Huerta, M. Bazhenov, And M. I. Rabinovich, "Clusters of synchronization and bistability in lattices of chaotic neurons", *Europhysics Letters* 43(6), 1998, 719.
- [60] P. Valckernaers, H. van Brussel, L. Bongaerts, J. Wyns and P. Peeters, "Holonc manufacturing control at K.U.Leuven", In: *Proc. 9th IFAC Symp. on Information Control in Manufacturing (INCOM'98)*, 24-26 June 1998, Nancy-Metz, France, Vol. 1, pages 143-148. 1998.
- [61] H. J. Buerckert, K. Fischer, G. Vierke, "TeleTruck: A Holonic Fleet Management System From Agent Theory to Agent Implementation", A Symposium at the 14th European Meeting on Cybernetics and Systems Research (EMCSR '98) April 15-17, 1998, Vienna, Austria (EU)
- [62] T. L. Hasegawa, S. Gou, P. B. Tamura, and J. M. Oblak, "Holonc Planning and Scheduling Architecture for Manufacturing", *Intl. Working Conf. on Co-operating Knowledge Based Systems*, Keele, U.K., June 1994, pp. 125-139.
- [63] C. van Vreeswijk & Sompolsky, *Science* 274, 1996, 1724.
- [64] O. Shehory, O. S. Kraus, & O. Yadgar, "Emergent cooperative goal-satisfaction in large-scale automated-agent systems", *Artificial Intelligence* 110, 1999, 1-55.
- [65] D. H. Wolpert, K. Tumer and J. Frank, "Using Collective Intelligence to Route Internet Traffic", *Advances in Neural Information Processing Systems* 11. eds, M. Kearns, S. Solla and D. Cohn 68, 1999, 718-721. MIT Press.

- [66] X. J. Wang, "Genesis of bursting oscillations in the Hindmarsh-Rose model and homoclinicity to a chaotic saddle", *Physica D* 62, 1993, 263
- [67] M. Tsodyks, I. Mitkov, H. Sompolinsky, "Pattern of synchrony in inhomogeneous networks of oscillators with pulse interactions". *Physical Review Letters*, vol.71, (no.8), 23 Aug. 1993, p.1280-3.
- [68] I. Aransonm, D. Golomb and H. Sompolinsky, "Spatial coherence and temporal chaos in macroscopic systems with asymmetrical couplings", *Physical Review Letters*, vol.68, (no.24), 15 June 1992, p.3495-8.
- [69] T. Mullen & M. P. Wellman, "A simple computational market for network information services", *Proceedings of the First International Conference on Multiagent systems*, 1995, 283-289.
- [70] K. Sycara, K. Decker, A. Pannu & Williamson. "Designing behaviors for information agents", *Proceedings of the First International Conference on Autonomous Agents*. Santa Monica, CA, 1997, 404-412.
- [71] O. Shehory, S. Kraus & O. Yadgar, "Emergent cooperative goal-satisfaction in large-scale automated-agent systems", *Artificial Intelligence* 110, 1999, 1-55.
- [72] E. H. Durfee, V. R. Lesser & D. D. Corkill, "Coherent cooperation among communicating problem solvers", *IEEE Trans. Comput.* 36, 1987, 1275-1291.
- [73] A. Chavez, A. Moukas & P. Maes, "Challenger: A Multi-agent system for Distributed Resource Allocation", *Proceedings of the First International Conference on Autonomous Agents*. Santa Monica, CA 1997, 323-331.
- [74] F. Corbacho, "Schema-based Learning", *Artificial Intelligence* 101, 1998, 337.
- [75] M. Cremonini, A. Omicini & F. Zambonelli, "Multi-Agent Systems on the Internet: Extending the scope of Coordination towards Security and Topology", *Proceedings of Ninth European Workshop on Multi-Agent Systems*. 1999.

- [76] P. S. Neelakanta and W. Deecharoenkul, "A Complex Systems Characterization of Modern Telecommunication Services", *Complex Systems* 12 (2000) 31-69.
- [77] M. Fletcher, E. Garcia-Herreros, J. H. Chirstensen, S. M. Deen and R. Mittman, "Proceedings of the Workshop on Database and Expert Systems Applications DEXA 2000", Greenwich, London, IEEE Computer Society, Los Alamitos, California, 2000.
- [78] M. Doar and I. Leslie, "Proceedings of IEEE INFOCOM'93", IEEE Computer Society, Los Alamitos, California, 1993.
- [79] L. Wei and D. Estrin, "Proceedings of the International Conference on Computer Communications and Networks 1994". IEEE Computer Society, Los Alamitos, California, 1994.
- [80] R. Kumar, P. Raghavan, S. Rajagopalan and D. Sivakumar, "Proceedings of the 19th ACM Symposium on Principles of Database Systems 2000", ACM Press, New York, 2000.
- [81] C. Aguirre, F. Corbacho, R. Huerta, "Proceedings of the 12th International Workshop on Database and Expert Systems Applications, Munich Germany", IEEE Computer Society, Los Alamitos, California, 2001.
- [82] C. Aguirre, J. Martinez-Munoz, F. Corbacho, R. Huerta, "Proceedings of the 11th International Workshop on Database and Expert Systems Applications, Greenwich London", IEEE Computer Society, Los Alamitos, California, 2000.
- [83] C. Aguirre, J. Martinez-Munoz, F. Corbacho, R. Huerta, "Proceedings Autonomous Agents 2000 Workshop Agents in industry Barcelona España". Available from carlos.aguirre@ii.uam.es.
- [84] P. Baran, "On Distributed Computing networks", *IEEE Transactions on Communication*, 40 (1992), 1082-1090.


- [85] M. E. J. Newman and D. J. Watts, "Renormalization group analysis of the Small-World network model", *Physical Review E* **60** (2000) 7332-7342.
- [86] R. Sedgewick, "Algorithms in C++", Addison-Wesley Publishing Company, Reading, Massachusetts, 1990.
- [87] M. Pěchouček, V. Mařík, and O. Štěpánková, "Proceedings of the Workshop on Database and Expert Systems Applications DEXA 2000, Greenwich, London", IEEE Computer Society, Los Alamitos, California, 2000.
- [88] J. McGhee, M. J. Grimble and P. Mowforth; "Knowledge-based systems for industrial control", IEE Books, Stevenage, UK, 1990.
- [89] A. Chowdhury, E. Burger and D. Grossman, "Proceedings of the IEEE-IC3N Sixth International Conference On Computer Communication and Networks", IEEE Computer Society, Los Alamitos, California, 1997.
- [90] J. C. Park, "Chaos and Predictability of Internet Transmission Times", *Complex Systems* **12** (2000) 297-316.
- [91] A. S. Tanenbaum, "Computer Networks", Prentice Hall, Upper Saddle River, New Jersey, 1996.
- [92] "Rediris Network Services, The national backbone", [http://www.rediris.es/red/index.en.html#red\\_troncal](http://www.rediris.es/red/index.en.html#red_troncal) (2001)
- [93] M. R. Macedonia and D. P. Brutzman, "MBone Provides Audio and Video Across the Internet", *IEEE Computer*, **27** (4) 1994, 30-36.
- [94] C. Huitema, "Routing on the internet", Prentice Hall, London, 2000.
- [95] K. W. Tang and S. A. Pabudidri, "Diagonal and Toroidal mesh networks", *IEEE Transactions on Computation*, **43** (1994) 815-826.
- [96] N. F. Maxemchuck, "Proceedings of IEEE Globecom'85, New Orleans, LA, 1985", IEEE Computer Society, Los Alamitos, California, 1985.

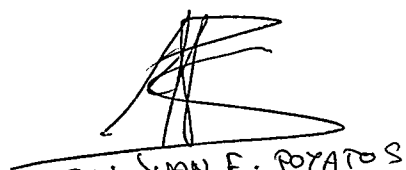


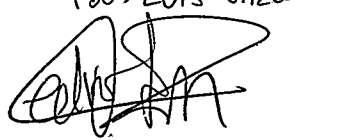
- [97] H. Y. Huang, T. Robertazzi and A. A. Lazar, "A comparison of information based deflection strategies", *Computer Networks ISDN Systems*, **29** (1995) 1388-1407.
- [98] R. Albert, H. Jeong and A-L Barabási, "Error and attack tolerance of complex networks", *Nature* **406** pp 378-381 2000.
- [99] J. Leiwo, P. Nikander, T. Aura, "Towards network denial of service resistant protocols", *Proc. Sixteenth Annual Working Conference on Information Security (SEC2000)*, IFIP Series, Vol. 175, 2000
- [100] "Denial-of-Service attack via ping. CA-96.26", CERT ADVISORY [www.cert.org/advisories/CA-96.21.tcp\\_syn\\_flooding.html](http://www.cert.org/advisories/CA-96.21.tcp_syn_flooding.html)
- [101] "The Ninda Worm. CA-2001-26", CERT ADVISORY [www.cert.org/advisories/CA-2001-26.html](http://www.cert.org/advisories/CA-2001-26.html)
- [102] M. Stoer and F. Wagner, "A simple min-cut algorithm", *Journal ACM* **44**(4) 585-591 1997.
- [103] W. H. Cunningham, "Optimal attack and reinforcement of a network", *Journal ACM* **32**(3) 549-561 1985.
- [104] M. R. Garey and D. S. Johnson. "Some simplified NP-Complete graph problems", *Theoretical Computer Science*, **1**(3) 237-267 1976
- [105] R. Seidel, "On the All-Pairs-Shortest-Path Problem in Unweighted Undirected Graphs", *Journal of computer and system sciences*, **51**, 400-403 1995.
- [106] D. H. White, M. E. Newman, "Fast approximation algorithms for finding node-independent paths in networks", *Submitted to Sociological Methodology* 2002.

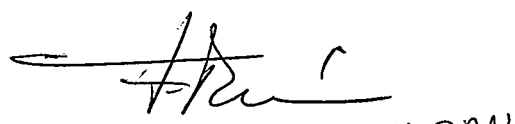
- [107] O. Sporns, G. Tononi, G. M. Edelman, "Relating Anatomical and Functional Connectivity in Graphs and Cortical Connection Matrices", *Cerebral Cortex*, Vol. 10. Oxford University Press, New York (2000) 127-141


Reunido el tribunal que suscribe en el día  
de la fecha, acordó calificar la presente Tesis  
doctoral con Satisfactoria Cum Laude  
Madrid, 14/6/02

  
FDO: LUIS VAZQUEZ

  
FDO: JUAN F. PORTAS

  
FDO: PEDRO PASCUAL

  
FDO: FEDERICO MORAN

  
FDO: JOSE R. BORRERO

UNIVERSIDAD AUTONOMA DE MADRID



5403206051